



R2H 1N3 (CA). GNAEDIG, David [FR/FR]; 3, rue de Hirtzbach, 68210 Fulleren (FR).

(74) Mandataire : VIDON, Patrice; Le Nobel, 2, allée Antoine Becquerel, B.P. 90333, F-35703 Rennes Cedex 7 (FR).

(81) États désignés (*national*): AE, AG, AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BY, BZ, CA, CH, CN, CO, CR, CU, CZ, DE, DK, DM, DZ, EC, EE, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LV, MA, MD, MG, MK, MN, MW, MX, MZ, NI, NO, NZ, OM, PH, PL, PT, RO, RU, SC, SD, SE, SG, SK, SL, TJ, TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG, US, UZ, VC, VN, YU, ZA, ZM, ZW.

(84) États désignés (*régional*): brevet ARIPO (GH, GM, KE, LS, MW, MZ, SD, SL, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), brevet

eurasien (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), brevet européen (AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, HU, IE, IT, LU, MC, NL, PT, RO, SE, SI, SK, TR), brevet OAPI (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GQ, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).

Publiée :

- avec rapport de recherche internationale
- avant l'expiration du délai prévu pour la modification des revendications, sera republiée si des modifications sont reçues

En ce qui concerne les codes à deux lettres et autres abréviations, se référer aux "Notes explicatives relatives aux codes et abréviations" figurant au début de chaque numéro ordinaire de la Gazette du PCT.

(57) Abrégé : L'invention concerne un procédé de décodage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données décodé à des données codées selon un code global comprenant au moins deux sous-caves constituants (Ri), un graphe bipartite irrégulier étant associé au code global, le procédé de décodage étant itératif, un bloc de données à décodé étant réparti dans une pluralité de bancs mémoires disjoints (Mi), adressages indépendamment, le procédé comprenant, en outre à chaque itération, une étape d'alimentation en parallèle d'au moins deux décodeurs (671, 672, 67i, 67P) correspondant chacun respectivement à au moins un des sous-caves, par des données à décodé, des données à décodé étant extraites en parallèle d'au moins deux des bancs mémoires (Mi) pour alimenter autant de décodeurs, et chacun des décodeurs étant alimenté séquentiellement par les données à décodé lui correspondant. L'invention concerne également un procédé de codage, des dispositifs de codage/décodage et un signal correspondants.

**Procédé de codage et/ou de décodage de codes correcteurs d'erreurs,
dispositifs et signal correspondants.**

La présente invention se rapporte au domaine du codage de données
5 numériques destinées à être transmises et/ou mémorisées sur un canal bruité puis
décodées de manière à corriger les erreurs de transmission et/ou de lecture.

Plus précisément, l'invention concerne le codage correcteur d'erreurs
reposant sur la concaténation parallèle de plusieurs codes, et une méthode de
décodage permettant des débits élevés.

10 Encore plus précisément, l'invention concerne une amélioration du
procédé de codage communément appelé « turbo-codes », ainsi que le procédé de
décodage associé.

Le principe général des « turbo-codes » (marque déposée) est présenté
dans le brevet français n° FR-91 05280, ayant pour titre « Procédé de codage
15 correcteur d'erreur à au moins deux codages convolutifs systématiques parallèles,
procédé de décodage itératif, module de décodage et décodeur correspondant ».

Ce document décrit un premier type de « turbo-codes » reposant sur
l'utilisation de codes convolutifs récurrents systématiques.

Les « turbo-codes » possèdent les avantages de la simplicité, de la
20 régularité et de la souplesse du choix du rendement pour des performances
élevées.

L'utilisation des « turbo-codes » nécessite un décodage itératif dont les
performances croissent au cours des itérations. Pour atteindre les performances
quasi-optimales, il est nécessaire d'effectuer de l'ordre d'une dizaine d'itérations
25 ce qui pénalise grandement la rapidité de décodage. Ainsi, un inconvénient des
« turbo-codes » de l'art antérieur est qu'ils présentent une latence importante au
décodage, due à leur nature.

Un autre inconvénient des turbo-codes décrits précédemment est qu'ils ne
sont pas adaptés à une architecture parallèle de décodage.

30 On connaît également des codes de parités, notamment :

- des codes LDPC décrits par R.G. Gallager dans le document « Low-density parity-check codes » (ou en français « Codes de parité à faible densité ») et paru aux éditions MIT Press en 1963.
- des codes à faible densité généralisé (GLD) décrits par R.M. Tanner dans un article intitulé « A recursive approach to low complexity codes » (ou, en français, « une approche récursive des codes à faibles complexité »), paru dans la revue IEEE Transaction On Information Theory, Vol. IT-27 en septembre 1981.

Ces codes présentent les mêmes inconvénients que les turbo-codes précédemment décrits. En particulier, ils présentent une forte latence au décodage car ils nécessitent un nombre d'itération très grand. En outre, ils ne sont pas adaptés à un décodage en parallèle de codes élémentaires les constituants car ils sont irréguliers.

Ainsi, pour des applications de type temps réel telles que la voix et la vidéo, des trames courtes sont nécessaires afin de diminuer la latence de décodage. La diminution de la taille des trames entraîne une dégradation de la fiabilité des données décodées. En effet, celle-ci croît avec le nombre de symboles pris en compte dans une trame. De plus, les algorithmes utilisés pour décoder une trame sont basés sur un algorithme de type SISO (de l'anglais « Soft Input Soft Output » ou « à Entrées souples et Sorties Souples » en français) (par exemple un algorithme MAP (ou « Maximum A Posteriori »)) dont le degré de parallélisme est réduit et qui, par conséquent, limite le débit maximum possible.

On connaît également des « turbo-codes produits » constitués de plusieurs codes concaténés en bloc suivant au moins deux dimensions d'un tableau représentatif d'un « turbo-code produit » correspondant. Des turbo-codes produits sont présentés notamment dans le document « Near Optimum decoding of product codes » (ou « Décodage proche de l'optimum des codes produits ») en français) écrit par R. Pyndiah, A. Glavieux, A. Picard et S. Jacq et publié dans le compte-rendu du colloque Globecom'94 de San Francisco (Etats Unis) en 1994. Ils permettent un degré de parallélisme plus important au décodage que les « turbo-

codes » de premier type décrits ci-dessus, plusieurs codes constituant pouvant être décodés en parallèle. Les codes constituant utilisés sont des codes linéaires algébriques. Néanmoins, le choix d'un entrelaceur régulier n'est pas optimal en termes de performances.

- 5 On connaît, en outre, des codes permettant d'améliorer la latence au décodage et décrits dans l'article « Decoder-first code design » (ou « élaboration de code d'abord construit sur base d'un décodeur ») écrit par E. Boutillon, J. Castura et F. Kschischang et paru dans le compte-rendu « proceedings of the 2nd international Symposium on turbo codes and related topics », pages 459 à 462
10 (Brest, France) en septembre 2000.

- Dans cet article, on décrit une structure de décodeur adapté à décoder des codes de parité à faible densité (LDPC). Selon la structure décrite, différents bancs mémoires contenant des données à décoder alimentent en parallèle des décodeurs associés chacun à un code de parité. L'ensemble des données
15 correspondant à un mot de code de parité entrent simultanément dans un décodeur élémentaire. En outre, les décodages élémentaires se font en parallèle. Ainsi, on obtient une faible latence de décodage.

Néanmoins, cette technique de l'art antérieur présente l'inconvénient d'être relativement complexe à mettre en oeuvre.

- 20 En outre, elle nécessite de nombreux bancs mémoires, le nombre de bancs mémoires étant égal au nombre de données entrant simultanément dans les décodeurs élémentaires, soit le produit du nombre de décodeurs par la taille d'un mot de code élémentaire. Aussi, cette technique n'est pas adaptée aux codes LDPC de grande taille.

- 25 Cette technique présente également l'inconvénient de ne pas offrir une qualité de code suffisante pour de nombreuses applications.

L'invention selon ses différents aspects a notamment pour objectif de pallier ces inconvénients de l'art antérieur.

- 30 Plus précisément, un objectif de l'invention est de fournir un code sous forme de signal et un procédé de codage et/ou de décodage associé ainsi que les

dispositifs correspondant, qui combinent les avantages d'un bon taux d'erreur binaire avec une latence de décodage faible et/ou un débit important.

Plus précisément, un objectif de l'invention est de fournir un code sous forme de signal et un procédé de codage et/ou de décodage associé ainsi que les
5 dispositifs correspondant, qui combinent les avantages d'un bon taux d'erreur binaire avec une latence de décodage faible et/ou un débit important.

Un autre objectif de l'invention est de fournir un code qui possède une distance libre élevée pour une longueur de code, donnée et donc une grande capacité de correction d'erreurs.

10 Encore un autre objectif de l'invention est de fournir un code et un procédé de codage et/ou de décodage associé ainsi que les dispositifs correspondant, qui soient relativement simples à mettre en œuvre.

Dans ce but, l'invention propose un procédé de décodage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données décodé à des données
15 codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituants, un graphe bipartite irrégulier étant associé au code global, le procédé de décodage étant itératif et produisant à chaque itération un bloc de données extrinsèques, chacune des données extrinsèques se rapportant à une des données codées,

le procédé mettant en œuvre une étape de mémorisation d'un bloc de
20 données à décoder comprenant lesdites données codées et les données extrinsèques, le bloc de données à décoder étant réparti dans une pluralité de bancs mémoires disjoints, adressables indépendamment,

le procédé étant remarquable en ce :

- qu'à chaque itération, il comprend, en outre, une étape d'alimentation
25 en parallèle d'au moins deux décodeurs parmi une pluralité de décodeurs, correspondant chacun respectivement à au moins un desdits sous-codes, par des données à décoder correspondantes du bloc de données à décoder,
- des données à décoder étant extraites en parallèle d'au moins deux
30 desdits bancs mémoires pour alimenter autant de décodeurs, et

- chacun des décodeurs étant alimenté séquentiellement par les données à décoder lui correspondant.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins un des sous-codes est un code récursif convolutif circulaire.

- 5 Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins un des sous-codes est un code systématique.

Ainsi, l'invention permet une utilisation de codes courts et donc une diminution de la latence de codage.

- 10 En outre, le procédé de codage permet une amélioration des codes GLD utilisant plusieurs sous-codes constituants.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins deux des sous-codes sont des codes m -binaires, m étant un entier supérieur ou égal à 2 et en ce qu'une permutation intra-symboles est appliquée entre au moins deux des sous-codes m -binaires.

- 15 Ainsi, l'invention s'applique non seulement aux sous-codes constituants binaires, mais également aux sous-codes constituants duo-binaires ou plus généralement aux sous-codes constituants m -binaires.

- 20 Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'il comprend, en outre, une étape d'aiguillage de chacune des données à décoder vers un des décodeurs, lesdites données étant aiguillées en parallèle et simultanément de sorte que chacune d'entre elles alimente un décodeur lui correspondant en propre.

- 25 Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que ladite étape d'aiguillage comprend elle-même une étape de permutation circulaire d'un ensemble comprenant au moins une partie des données à décoder.

Ainsi, l'invention permet d'améliorer l'entrelacement tout en utilisant le maximum de parallélisme liés au décodage en parallèle de plusieurs codes constituants du code global.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que la permutation circulaire est une rotation qui possède un pas déterminé en fonction du rang de lecture des données lues dans les bancs mémoires.

Ainsi, l'entrelaceur est mis en œuvre simplement et efficacement.

5 Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que l'étape d'aiguillage met en œuvre une étape d'adressage de chacun des bancs mémoires de sorte que des données puissent être lues dans le banc mémoire dans un ordre prédéterminé distinct de l'ordre d'écriture desdites données dans le banc mémoire.

10 Ainsi, on a une grande variété de choix d'entrelaceurs et donc des possibilités d'optimisation du code obtenu, tout en tenant compte au maximum du parallélisme des différentes opérations. Ceci permet d'obtenir un code global ayant de très bonnes performances.

15 Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que

- chaque ligne d'une première matrice de données représentatives des données codées selon le code global est représentative de données codées par un sous-code constituant du code global appartenant à un premier groupe de sous-codes ;
- 20 - chaque ligne d'au moins une deuxième matrice de données représentatives des données codées selon le code global est représentative de données codées par un sous-code constituant du code global appartenant à au moins un deuxième groupe de sous-codes ;
- chaque matrice parmi les deuxièmes matrices de données étant obtenue
25 à partir d'une transformation de ladite première matrice, la transformation comprenant une permutation d'au moins une partie des colonnes de la première matrice.

La notion de matrice est relativement théorique et l'homme du métier met en œuvre une matrice, en pratique, sous différentes formes et notamment en
30 distinguant des sous-blocs dans un bloc de données, chaque sous-bloc

correspondant à une ligne de matrice étant codé selon un sous-code du code global.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que la transformation comprend, en outre, une permutation d'au moins une partie des
5 lignes de la première matrice.

Ainsi, l'invention permet un grand choix d'entrelaceurs (c'est-à-dire de permutations) tout en conservant une mise en œuvre relativement simple.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que chaque ligne d'une première matrice de données représentatives des données
10 codées selon le code global est représentative de données codées par un sous-code constituant du code global appartenant à un premier groupe de sous-codes, une partie des données de la première matrice, dites données non significatives, n'étant pas significative ;

- chaque ligne d'un premier sous-ensemble de lignes d'au moins une
15 deuxième matrice de données représentatives des données codées selon le code global est représentative de données codées par un sous-code constituant du code global appartenant à au moins un deuxième groupe de sous-codes ;
- un deuxième sous-ensemble lignes de la deuxième matrice de données
20 contenant les données non significatives ; et
- chaque matrice parmi les au moins une deuxième matrice de données étant obtenue à partir d'une transformation de la première matrice, la transformation comprenant une permutation d'au moins une partie des colonnes de la première matrice.

25 Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'il comprend une étape de test de décodage mettant en œuvre au moins un critère d'arrêt de façon à ce que lorsque le au moins un critère d'arrêt est vérifié pour au moins un des sous-codes, au moins un des décodeurs associés au ou aux sous-codes s'arrête de décoder le ou les sous-codes pour lesquels le ou les critères
30 d'arrêt sont vérifiés.

De cette manière, la définition du code global permet l'application d'un critère d'arrêt sur les codes constituants afin de réduire au fil des itérations le nombre de codes constituants traités. Ce critère d'arrêt est, par exemple, basé sur le seuillage des décisions pondérées. Ainsi, l'invention permet d'économiser du temps de calcul du dispositif de décodage et donc de l'énergie, ce qui est particulièrement utile lorsque le procédé de décodage est mis en œuvre au sein de terminaux fonctionnant sur batterie.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'il met en œuvre une étape de lecture des données codées à partir d'un support optique et/ou magnétique et/ou de transmission desdites données codées sur un canal à interférences.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins un des sous-codes correspond à des interférences entre des symboles représentatifs du bloc de données décodé lorsque le bloc est stocké sur le support optique et/ou magnétique et/ou lorsque le bloc est transmis dans un canal à interférences.

Ainsi, l'invention est particulièrement bien adaptée aux applications de stockage sur un support optique et/ou magnétique, le canal de stockage permettant lui même de coder des données stockées selon un sous-code mettant en œuvre des interférences entre des symboles correspondant aux données stockées et/ou transmises. Un ou plusieurs autres sous-codes peuvent alors être mis en œuvre selon des techniques de codes utilisant, par exemple, des codes récurrents systématiques circulaires.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'il met en œuvre une étape de réception des données codées en provenance d'un émetteur.

Ainsi, l'invention peut avantageusement être mise en œuvre pour des applications de type transmission sur un canal bruité (par exemple, canal sans fil radio, infra-rouge et/ou acoustique).

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que les ensembles de données codées avec chacun des sous-codes sont tous différents deux à deux.

Ainsi, le graphe bipartite associé au code global est irrégulier notamment parce
5 que les sous-codes du code global sont tous différents deux à deux.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins deux des sous-codes comprennent au moins deux des données à décoder en commun.

Ainsi, le graphe bipartite associé au code global est irrégulier notamment
10 parce que deux sous-codes du code global ont au moins deux données en commun.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que le code global est de type code produit avec un entrelaceur non uniforme.

Ainsi, le graphe bipartite associé au code global de type code produit est
15 irrégulier notamment parce que l'entrelaceur associé n'est pas uniforme, c'est-à-dire que, si le code global est symbolisé par une matrice à deux dimensions, les sous-codes ne correspondent pas uniquement aux lignes et aux colonnes de la matrice.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce
20 qu'il comprend, en outre, une étape de démultiplexage du bloc de données décodé de façon à alimenter au moins deux destinataires distincts par des données appartenant au bloc de données décodé démultiplexé.

Ainsi, l'invention peut prendre en compte des données en provenance de sources différentes (par exemple, de type multimédia). Ces données sont
25 regroupées pour être codées selon un code de taille plus grande que si les données issues de sources distinctes étaient codées séparément. Elles bénéficient donc d'un pouvoir de correction plus élevé, chaque bloc d'information correspondant à une fraction ou un sous-ensemble des roulettes du code global. Le code global de taille plus grande est donc plus efficace et ses propriétés peuvent donc avantageusement
30 être exploitées par le procédé de décodage.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que le degré des symboles d'information du bloc de données décodé, dans le code global n'est pas uniforme.

Le degré d'un symbole d'information dans un code global est, ici, par
5 définition le nombre d'arcs qui sont connectés à ce symbole dans une représentation du code sous forme de graphe bipartite.

Ainsi, plus des bits d'information nécessitent un niveau de protection élevé, plus leur degré dans le code global sera élevé. La protection d'un symbole peut, en outre, être améliorée en diminuant le rendement des sous-codes
10 constituants auquel le symbole est associé.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que le nombre des bancs mémoires est différent du nombre de décodeurs alimentés en parallèle.

Ainsi, le procédé de décodage est particulièrement bien adapté à
15 différentes situations. Par exemple, dans le cas d'une application à très haut débit, afin d'améliorer le débit ou de rendre compatible le procédé avec une telle application, non seulement plusieurs décodeurs sont utilisés en parallèle mais au moins un des décodeurs est alimenté à partir de deux bancs mémoires logiques distincts. Il est aussi possible d'utiliser le procédé de décodage dans un système
20 hétérogène pour lequel au moins deux décodeurs sont de nature différente et ne nécessitent pas le même nombre de données par cycle d'horloge pour être traité en temps réel. Le nombre de décodeurs (notamment dans ce cas) peut-être inférieur ou supérieur au nombre de bancs mémoire logiques.

particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins deux bancs
25 mémoires sont adressés simultanément par un même décodeur d'adresse.

Le décodeur d'adresse permet de sélectionner un mot dans une mémoire pour une lecture ou une écriture. Des bancs mémoires logiques peuvent être distingués par la destination des données qu'ils contiennent, la différenciation se faisant par les aiguillages et les traitements qu'on fait subir aux données (deux

symboles de deux bancs mémoires logiques distincts étant à un moment donné aiguillés vers deux décodeurs distincts).

Lorsque les adresses d'accès à différents bancs mémoires logiques sont toujours identiques lors d'une opération de décodage (ou de codage), on peut, 5 selon l'invention, adresser simultanément ces bancs mémoires par un même décodeur d'adresse et les regrouper en une seule mémoire physique. Ainsi, on simplifie la mise en œuvre des dispositifs de décodage (par exemple, en économisant de la surface de silicium) et/ou on diminue leur consommation d'énergie. Néanmoins, à chaque lecture et/ou écriture, la séparation des données 10 permettant un décodage en parallèle est toujours effective, car les mots lus sont ensuite permutés par un réseau de permutation avant d'alimenter en parallèle plusieurs décodeurs.

L'invention concerne également un procédé de codage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données source à des données codées selon 15 un code global comprenant au moins deux sous-codes constituants, un graphe bipartite irrégulier étant associé audit code global, le bloc de données codées étant destiné à être transmis vers au moins un récepteur et/ou stocké sur un support de données, remarquable en ce que le bloc de données codées est destiné à être décodé par le procédé de décodage itératif.

20 L'invention concerne, en outre, un procédé de codage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données source à des données codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituants, un graphe bipartite irrégulier étant associé audit code global, le bloc de données codées étant destiné à être transmis vers au moins un récepteur et/ou stocké sur un support de 25 données, le bloc de données codées étant destiné à être décodé par un procédé de décodage itératif, remarquable en ce que le procédé comprend, en outre, une étape d'alimentation en parallèle d'au moins deux codeurs parmi une pluralité de codeurs, correspondant chacun respectivement à au moins un des sous-codes, par des données à coder correspondantes dudit bloc de données à coder, des données à

coder étant extraites en parallèle d'au moins deux bancs mémoires pour alimenter autant de codeurs.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que chacun des codeurs est alimenté séquentiellement par les données à coder lui
5 correspondant.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins un desdits sous-codes est un code récursif convolutif circulaire.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins un des sous-codes est un code systématique.

10 Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins deux des sous-codes sont des codes m -binaires, m étant un entier supérieur ou égal à 2 et en ce qu'une permutation intra-symboles est appliquée entre au moins deux des sous-codes m -binaires.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce
15 qu'il comprend, en outre, une étape d'aiguillage de chacune des données à coder vers un des codeurs, les données étant aiguillées en parallèle et simultanément de sorte que chacune d'entre elles alimente un codeur lui correspondant en propre.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que l'étape d'aiguillage comprend elle-même une étape de permutation circulaire d'un
20 ensemble comprenant au moins une partie des données à coder.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que la permutation circulaire est une rotation qui possède un pas déterminé en fonction du rang de lecture des données lues dans les bancs mémoires.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que
25 l'étape d'aiguillage met en œuvre une étape d'adressage de chacun des bancs mémoires de sorte que des données puissent être lues dans le banc mémoire dans un ordre prédéterminé distinct de l'ordre d'écriture des données dans le banc mémoire.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que
30 chaque ligne d'une première matrice de données représentatives desdites données

codées selon le code global est représentative de données codées par un sous-code constituant du code global appartenant à un premier groupe de sous-codes ;
chaque ligne d'au moins une deuxième matrice de données représentatives desdites données codées selon le code global est représentative de données codées par un sous-code constituant du code global appartenant à au moins un deuxième groupe de sous-codes ;
5 chaque matrice parmi la ou les deuxièmes matrices de données étant obtenue à partir d'une transformation de la première matrice, la transformation comprenant une permutation d'au moins une partie des colonnes de la première matrice.

10 Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que la transformation comprend, en outre, une permutation d'au moins une partie des lignes de la première matrice.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que chaque ligne d'une première matrice de données représentatives des données codées selon le code global est représentative de données codées par un sous-code constituant du code global appartenant à un premier groupe de sous-codes, une
15 partie des données de la première matrice, dites données non significatives, n'étant pas significative ;

chaque ligne d'un premier sous-ensemble de lignes d'au moins une deuxième matrice de données représentatives des données codées selon le code global est représentative de données codées par un sous-code constituant du code global appartenant à au moins un deuxième groupe de sous-codes ;
20 un deuxième sous-ensemble lignes de la deuxième matrice de données contenant les données non significatives ; et

25 chaque matrice parmi la ou les deuxièmes matrices de données étant obtenue à partir d'une transformation de la première matrice, la transformation comprenant une permutation d'au moins une partie des colonnes de la première matrice.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'il met en œuvre une étape d'écriture desdites données codées sur un support

optique et/ou magnétique et/ou de transmission des données codées sur un canal à interférences.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en qu'au moins un des sous-codes correspond à des interférences entre des symboles
5 représentatifs du bloc de données décodé lorsque le bloc est stocké sur le support optique et/ou magnétique et/ou lorsque le bloc est transmis dans un canal à interférences.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'il met en œuvre une étape d'émission desdites données codées à destination
10 d'un récepteur.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que les ensembles de données codées avec chacun des sous-codes sont tous différents deux à deux.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins deux des sous-codes comprennent au moins deux données codées en commun.
15

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que le code global est de type code produit avec un entrelaceur non uniforme.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'il comprend, en outre, une étape de multiplexage d'au moins deux blocs de données en provenance chacun de deux sources distinctes de façon à former le bloc de données source.
20

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que le degré des symboles d'information dudit bloc de données décodé, dans le code global n'est pas uniforme.
25

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce que le nombre des bancs mémoires est différent du nombre des codeurs alimentés en parallèle.

Selon une caractéristique particulière, le procédé est remarquable en ce qu'au moins deux bancs mémoires sont adressés simultanément par un même décodeur d'adresse.

L'invention concerne aussi un signal représentatif d'un bloc de données
5 codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituants, un graphe bipartite irrégulier étant associé au code global, le bloc de données codées étant destiné à être décodé par le procédé de décodage itératif.

L'invention concerne, en outre, un dispositif de décodage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données décodé à des données
10 codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituants, un graphe bipartite irrégulier étant associé audit code global, le procédé de décodage associé étant itératif et produisant à chaque itération un bloc de données extrinsèques, chacune des données extrinsèques se rapportant à une des données codées,

15 le dispositif mettant en œuvre des moyens de mémorisation d'un bloc de données à décodé comprenant lesdites données codées et lesdites données extrinsèques, le bloc de données à décodé étant réparti dans une pluralité de bancs mémoires disjoints, adressables indépendamment,

le dispositif étant remarquable en ce qu'à chaque itération, il comprend, en outre,
20 des moyens d'alimentation en parallèle d'au moins deux décodeurs parmi une pluralité de décodeurs, correspondant chacun respectivement à au moins un des sous-codes, par des données à décodé correspondantes du bloc de données à décodé, des données à décodé étant extraites en parallèle d'au moins deux desdits bancs mémoires pour alimenter autant de décodeurs, et chacun des
25 décodeurs étant alimenté séquentiellement par les données à décodé lui correspondant.

De plus, l'invention concerne un dispositif de codage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données source à des données codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituants, un graphe
30 bipartite irrégulier étant associé au code global, le bloc de données codées étant

destiné à être transmis vers au moins un récepteur et/ou stocké sur un support de données, le bloc de données codées étant destiné à être décodé par un dispositif de décodage itératif, le dispositif étant en ce que le dispositif comprend, en outre, des moyens d'alimentation en parallèle d'au moins deux codeurs parmi une pluralité
5 de codeurs, correspondant chacun respectivement à au moins un des sous-codes, par des données à coder correspondantes du bloc de données à coder, des données à coder étant extraites en parallèle d'au moins deux des bancs mémoires pour alimenter autant de codeurs.

Les avantages des procédés de codage, du signal, du dispositif de codage et
10 du dispositif de décodage sont les mêmes que ceux du procédé de décodage. Ils ne sont donc pas détaillés plus amplement.

D'autres caractéristiques et avantages de l'invention apparaîtront plus clairement à la lecture de la description suivante d'un mode de réalisation préférentiel, donné à titre de simple exemple illustratif et non limitatif, et des
15 dessins annexés, parmi lesquels :

- la figure 1 présente un mode particulier de réalisation de l'opération de codage de l'invention qui consiste à utiliser quatre roulettes permettant de former un code (12,8) selon l'invention ;
- les figures 2 et 3 illustrent deux modes particuliers de réalisation de
20 l'opération de codage, selon l'invention ;
- la figure 4 présente un mode de réalisation d'un codeur permettant de construire des codes irréguliers, conforme à l'invention ;
- la figure 5 décrit un codeur dont l'architecture permet de mettre en oeuvre les codes selon les figures 1 à 4 ;
- 25 - la figure 6 illustre un décodeur adapté à décoder des codes à roulettes décrits en regard des figures 1 à 4 ; et
- la figure 7 illustre une application de l'invention aux stockage de données.

Le principe général de l'invention repose sur des codes permettant des décodages modulaires associés à différents niveaux de qualité et à différents débits suivant le nombre de modules implémentés dans un décodeur.

5 L'invention s'applique dans tous les cas où il est nécessaire de transmettre et/ou de mémoriser une information numérique avec un certain niveau de fiabilité. Un champ préférentiel d'application de l'invention est celui de la transmission numérique sur un canal bruité. Par exemple, l'invention peut être utilisée pour la transmission et réception de données dont la fiabilité et le débit ont une importance vitale telles que les transmissions par satellite, sur fibre optique, sur un canal
10 radiofréquence, sur un câble ou pour le stockage d'information sur un support physique.

L'invention s'applique également pour des applications de stockage de données sur des supports par exemple optiques et/ou magnétiques.

15 L'invention permet, en outre, de coder et décoder n'importe quel signal notamment un signal sonore, vidéo, de donnée ou la concaténation de plusieurs signaux hétérogènes.

Plus précisément, le principe général de l'invention repose sur un codage d'une séquence de K symboles d'informations, utilisant R codes constituants permettant d'obtenir un mot de code de longueur N supérieure strictement au
20 nombre K .

Le code global comprend donc des codes constituants appelés, ici, « roulettes » par analogie à une réalisation possible utilisant des codes convolutifs récurrents systématiques et circulaires.

25 Pour chaque valeur d'un entier i variant de 1 à R , la $i^{\text{ème}}$ roulette R_i d'un code global est définie, dans le cas général, par l'ensemble ordonné M_i des symboles du mot du code constituant (sous-code du code global) considéré. Par définition, m_i représente le cardinal de M_i . L'ordre des symboles de M_i est donné par la nature du code constituant et/ou par l'ordre induit par l'algorithme de décodage.

Le code global est constitué à partir des roulettes par un graphe bipartite.

Ce graphe comprend :

- une ligne comprenant les N symboles du mot de code global ;
- une ligne contenant les R roulettes ; et
- 5 - un ensemble de M arcs reliant les R roulettes avec les N symboles du mot de code.

Selon l'invention, chaque roulette possède m_i connexions. Elle est donc connectée à m_i symboles du mot de code. Le nombre d'arcs M est donc égal à la somme des m_i pour i variant de 1 à R .

- 10 On rappelle que de nombreux codes peuvent être décrits par un graphe bipartite général et appelés codes de Tanner qui consistent à décrire un code à l'aide d'un graphe bipartite qui associe des contraintes à un groupe de symboles d'information. Lorsque la contrainte est un simple code de parité, on obtient les LDPC décrits par R.G. Gallager dans le document « Low-density parity-check
- 15 codes » (ou en français « Codes de parité à faible densité ») et paru aux éditions MIT Press en 1963. Si la contrainte est un code en bloc (n,k) , alors on obtient un code à faible densité généralisé (GLD) décrits par R.M. Tanner dans un article intitulé « A recursive approach to low complexity codes » (ou, en français, « une approche récursive des codes à faibles complexité »), paru dans la revue IEEE
- 20 Transaction On Information Theory, Vol. IT-27 en septembre 1981.

Un turbo-code (avec deux codes constituants) est généralement décrit par un graphe bipartite qui contient deux contraintes, respectivement associées à un codeur non entrelacé et à un codeur entrelacé.

- On notera $\Phi_i(M)$ l'ensemble ordonné des symboles du mot de code global relié à la roulette R_i . On notera aussi, par souci de simplicité $\Phi_i(k)$, le numéro du
- 25 symbole du mot de code qui est connecté avec la $k^{\text{ième}}$ entrée de la roulette R_i . Lors du décodage de la roulette i , $\Phi_i(k)$ sera donc le $k^{\text{ième}}$ symbole utilisé par le décodeur. L'ensemble $\{\Phi_i(k)\}$ représente l'ensemble non ordonné des symboles du mot de code global relié à la roulette R_i .

- 30 Selon l'invention, le graphe bipartite vérifie les conditions suivantes :

- les ensembles $\Phi_i(M_i)$ vérifient une contrainte particulière, afin de permettre le décodage des codes constituants avec un degré P de parallélisme ; et
- le graphe bipartite est irrégulier.

5 Afin de satisfaire la première des conditions énoncées ci-dessus, les ensembles $\Phi_i(M_i)$ sont choisis de façon à permettre d'effectuer une itération de décodage (le traitement des R roulettes) en une ou plusieurs étapes (le nombre d'étapes étant noté T) et les roulettes de chaque étape t (t variant de 1 à T) étant décodées par au moins deux décodeurs en parallèle (le nombre de décodeurs étant

10 noté P , avec P étant égal au rapport R sur T).

La première étape de chaque itération comprend un décodage des P premières roulettes $R_1, R_2 \dots R_P$ par P décodeurs en parallèle, chacune des P premières roulettes étant associées à un des P décodeurs. La deuxième étape de chaque itération comprend un décodage des P roulettes suivantes R_{P+1}, \dots, R_{2P} .

15 D'une manière générale, la $i^{\text{ème}}$ étape de chaque itération (pour i variant de 1 à $T-1$) comprend un décodage des roulettes $R_{(i-1)P+1}, \dots, R_{iP}$ chacune des P roulettes $R_{(i-1)P+1}, \dots, R_{iP}$ étant associées à un des P décodeurs. L'étape T comprend un décodage des dernières roulettes ($R_{(T-1)P+1}, \dots, R_R$).

Pour chaque étape i des T étapes de chaque itération, on utilise donc P

20 décodeurs en parallèle, associés chacun à un banc mémoire BM_1, BM_2, \dots, BM_P . Chacun des P bancs mémoires contient les données nécessaires à l'exécution d'un des P décodeurs ainsi que les données produites par un des P décodeurs. A chaque cycle symbole k de l'étape i , les P décodeurs traitant les P symboles ($\Phi_{(i-1)P+1}(k), \Phi_{(i-1)P+2}(k), \dots, \Phi_{iP}(k)$) réalisent des accès mémoires en parallèle et indépendants

25 dans P bancs distincts.

La contrainte sur les ensembles $\Phi_i(M_i)$ est donc la suivante : à chaque cycle symbole k :

- soit il existe une bijection qui associe, pour toutes les valeurs de i allant de 1 à T et pour toutes les valeurs de k allant de 1 à M , les P symboles ($\Phi_{(i-1)P+1}(k), \Phi_{(i-1)P+2}(k), \dots, \Phi_{iP}(k)$) aux P bancs (BM_1, BM_2, \dots, BM_P) ;
- 30

c'est-à-dire que l'on peut trouver une répartition des symboles dans les P bancs mémoires, compatible avec les ensembles $\Phi_i(M_i)$ et garantissant des accès mémoires en parallèle ;

- soit, dans le cas contraire, si les symboles $\Phi_i(k)$ et $\Phi_j(k)$ correspondent au même banc mémoire BM_i , alors ils sont égaux ($\Phi_i(k) = \Phi_j(k)$) ; la donnée lue dans un banc est alors unique et elle est dupliquée avant d'être transmise aux roulettes R_i et R_j .

Ainsi, lorsque l'on utilise P décodeurs en parallèle, on multiplie par un facteur égal à P la surface du circuit dédiée au calcul (partie calculatoire) par rapport à un seul décodeur. En revanche, le temps d'une itération est divisé par P . La latence de décodage est donc divisée par P . Le débit est donc multiplié dans les mêmes proportions. En résumé, pour un accroissement linéaire de la surface, on obtient un accroissement linéaire du débit.

Par ailleurs, selon l'invention, le graphe bi-partite est irrégulier. Cette irrégularité permet de générer un code pseudo aléatoire et donc d'obtenir de bonnes performances. Elle se caractérise par les deux propriétés suivantes :

- les ensembles $\{\Phi_i(M_i)\}$ sont tous différents deux à deux (soit $\{\Phi_i(M_i)\} \neq \{\Phi_j(M_j)\}$ pour tout i différent de j , i et j variants de 1 à R) (alors que cette propriété n'est pas vérifiée pour les « turbo-codes » classiques tels que décrits dans le brevet français n° FR-91 05280) ; et
- soit il existe deux ensembles $\{\Phi_i(M_i)\}$ et $\{\Phi_j(M_j)\}$ pour deux valeurs i et j distinctes dont l'intersection contient au moins deux éléments (sous forme mathématique : il existe i différent de j tels que $\text{card}(\{\Phi_i(M_i)\} \cap \{\Phi_j(M_j)\}) \geq 2$, où card représente la fonction cardinal d'un ensemble) ;
- soit le code vérifie la propriété: soit Γ l'ensemble des couples d'indice de roulette (i,j,k) vérifiant :
 - $\{\Phi_i(M_i)\} \cap \{\Phi_j(M_j)\} = \emptyset$ (où \emptyset représente l'ensemble vide);
 - $\text{card}(\{\Phi_i(M_i)\} \cap \{\Phi_k(M_k)\}) = 1$; et
 - $\text{card}(\{\Phi_j(M_j)\} \cap \{\Phi_k(M_k)\}) = 1$;

alors :

- si $\{\Phi_i(M_i)\} \cap \{\Phi_k(M_k)\} = \{\Phi_i(h)\}$ (où $\Phi_i(h)$ représente un point unique d'indice h pour la roulette R_i ; et
- si $\{\Phi_i(M_i)\} \cap \{\Phi_k(M_k)\} = \{\Phi_k(h')\}$ (où $\Phi_k(h')$ représente un point unique d'indice h' pour la roulette R_k);

il existe au moins un triplet (i,j,k) dans l'ensemble Γ tel que h est différent de h' .)

(dans ce cas, on peut obtenir des codes ayant de meilleures performances que les codes à concaténation parallèles qui utilise un entrelaceur uniforme, connus en soi, pour lesquels cette dernière condition n'est pas vérifiée et qui sont notamment décrits dans l'article « Code construction and decoding of Parallel concatenated tail-biting codes » (ou en français « construction de code et décodage de codes circulaires à concaténation parallèle ») écrit par C. Weiss, C. Bettstetter et S. Riedel et paru dans la revue « IEEE transaction on information theory », Vol. 47, N°1 de janvier 2001)

Selon un autre aspect de l'invention, pour la mise en œuvre du décodage, afin de limiter la latence de décodage, on applique un critère d'arrêt tel que décrit dans le document « Stopping rules for turbo decoders » (ou « critère d'arrêt pour des turbo-décodeurs » en français) écrit par A. Matache, S. Dolinar et F. Pollara dans le rapport TMO progress Report 42-142 en août 2000 et édité par le JPL (Jet Propulsion Laboratory). Néanmoins, selon des techniques connues, le critère d'arrêt est appliqué à partir d'un découpage d'une trame à décoder en fenêtres de taille égale. Le critère d'arrêt est alors appliqué sur les fenêtres de façon à arrêter le traitement des fenêtres ayant convergé et ainsi, diminuer le nombre de fenêtres traitées lors des itérations suivantes. Un tel dispositif présente deux inconvénients :

- le découpage en fenêtre est arbitraire et n'est en général, pas adapté à la configuration des erreurs résiduelles dans le processus de décodage ; et

- le découpage d'un trame continue en fenêtre nécessite une gestion complexe et sous-optimale des effets de bords.

Selon l'invention, le code, par construction, permet de pallier ces inconvénients de l'art antérieur en améliorant l'utilisation du critère d'arrêt à seuillage des décisions pondérées qui est appliqué pour chacune des *R* roulettes. En effet, selon l'invention, la fenêtre sur laquelle est appliqué le critère d'arrêt n'est pas choisie de manière arbitraire mais, au contraire, cette fenêtre correspond exactement à un code constituant.

Ce critère d'arrêt peut être utilisé pour des applications à bas débits où l'on n'utilise pas le maximum de parallélisme permis par le code. On note que l'utilisation telle que décrite ci-après n'est pas limitée aux codes mettant en oeuvre un procédé de décodage selon l'invention mais s'applique à tout code comprenant au moins un sous-code de type roulette et un entrelacement des symboles d'informations qui peut être quelconque. Ainsi, par exemple, on peut choisir d'implémenter un seul décodeur qui décode successivement les *R* roulettes. Ainsi, au cours du décodage d'une roulette, on applique un critère d'arrêt tel que décrit dans le rapport cité plus haut à chaque roulette (et non pas selon l'état de l'art seulement au code global). Si le critère est vérifié pour au moins une roulette, cette roulette ne sera plus décodée lors de l'itération suivante, permettant ainsi d'économiser de la consommation d'énergie et des ressources. De même, si tous les décodeurs utilisés en parallèle ont convergé, on peut passer directement à l'étape de décodage suivante, ce qui permet un gain de latence de décodage et de consommation. Par ailleurs, si le critère est vérifié pour au moins une roulette, un décodeur associé pourra être utilisé pour décoder un bloc de données et, notamment, pour une autre roulette pour lequel un bloc de données est en attente de décodage. Ainsi, les ressources de décodage peuvent être réparties pour une optimisation en fonction des besoins.

Le procédé ainsi défini a donc trois propriétés avantageuses :

- le graphe est irrégulier ce qui permet d'émuler efficacement un code aléatoire, et donc d'obtenir de bonnes performances ;

- une mise en oeuvre simple du procédé de décodage à haut-débit est permise par le décodage simultané de plusieurs roulettes, les données étant prises en compte séquentiellement par chacun des décodeurs associés à une roulette ; et
- 5 - le procédé permet une utilisation efficace de critère d'arrêt basé sur la structure du code et non sur un découpage arbitraire de la trame en paquets de taille égale.

Par ailleurs, les procédés de codage et de décodage possèdent plusieurs variantes, notamment :

- 10 - sur le graphe bipartite ; et/ou
- sur les roulettes.

Selon différentes variantes sur le graphe bipartite, le code peut être :

- systématique ; ou
- non systématique (dans ce cas, lorsque les codes constituants sont des codes de parités, on obtient des codes de type code de parité à faible
- 15 densité (ou LDPC)).

Si le code est systématique, les roulettes R_i du code (pour i variant de 1 à R) sont alors définies par les paramètres suivants :

- l'ensemble ordonné C_i des symboles d'information systématique de la roulette ; par ailleurs, c_i représente le nombre de symboles d'information systématique de la roulette R_i (ou $c_i = \text{card}(C_i)$). Ce nombre est appelé circonférence de la roulette R_i ;
- l'ensemble ordonné E_i des symboles de redondance de la roulette ; le nombre de symbole de redondance de la roulette R_i est noté e_i (ou
- 20 $e_i = \text{card}(E_i)$); et
- la quantité m_i égale à la somme de la circonférence c_i et du nombre e_i définit la taille de la roulette R_i (ou $m_i = c_i + e_i$).
- 25

Ainsi, un ensemble ordonné M_i constitué de la réunion ordonnée des ensembles C_i et E_i (ou $M_i = (C_i, E_i)$) de m_i (égal à la somme de c_i et de e_i) symboles

est un mot du code R_i si le passage, dans l'ordre, des c_i symboles C_i dans le codeur associé à la roulette R_i génère bien les e_i symboles de redondance E_i .

On notera $\deg(s)$ le degré du symbole numéro s du mot de code, c'est-à-dire, le nombre d'arcs qui sont connectés à ce symbole.

5 On appelle dimension du code global, le maximum des degrés des symboles du mot de code. Préférentiellement, le nombre d'étapes est supérieur ou égal à la dimension du code global.

On notera $\prod_i(C_i)$ l'ensemble ordonné des symboles du mot de code relié à l'information de la roulette R_i . Ainsi, $\prod_i(k)$ représente le numéro du symbole du
 10 mot de code qui est connecté à la $k^{\text{ème}}$ entrée de la roulette R_i . L'ensemble $\{\prod_i(k)\}$ représente l'ensemble non ordonné des symboles du mot de code relié à l'information de la roulette R_i .

Selon des variantes de l'invention appliquées aux roulettes :

- les roulettes peuvent correspondre à des codes en bloc quelconques,
 15 par exemple, de type BCH ou Reed-Solomon ;
- les codes constituants peuvent être des codes convolutifs et notamment récurrents systématiques circulaires qui résolvent le problème de la fermeture du treillis associé au décodeur correspondant sans dégradation de l'efficacité spectrale du codage ; dans ce cas, on peut
 20 associer à chaque roulette :
 - les polynômes générateurs du code convolutif récurrent systématique associé à R_i ; et
 - un motif de poinçonnage associé à la roulette R_i permettant d'obtenir le rendement r_i ;
- 25 - les codes utilisés peuvent être à base de symboles binaires, duobinaires ou des n-uplets ;
- les codes (m_i, c_i) peuvent être identiques pour chacune des roulettes R_i ;
 et/ou
- les poinçonnages peuvent être identiques pour toutes les roulettes R_i et
 30 donc permettre un rendement r_i uniforme.

Des variantes de mise en œuvre du graphe bipartite sont également possibles :

- le nombre de roulettes traitées au cours d'une étape de décodage peut être différent pour chaque étape : pour une architecture donnée, on peut notamment gérer les effets de bords dus à l'utilisation de mots de longueur variable (par exemple, le nombre de roulettes n'est pas nécessairement un multiple de P) ; et/ou
- selon les contraintes de la technologie, du type de réalisation de roulette (insertion de pipe-line, type de réalisation de l'algorithme du décodeur à entrée souple - sortie souple), et des contraintes de débits de l'application, le nombre P' de bancs mémoires et le nombre P de roulettes réalisées en parallèle peut-être différent ; néanmoins, le code doit être construit pour des valeurs de P' et P supérieures ou égales à 2.

Selon l'invention, le code peut être à deux dimensions. Ainsi, au code générique décrit précédemment, on ajoute les spécifications suivantes :

- le nombre de roulettes R est pair ;
 - toutes les roulettes ont une circonférence égale à C ; et
 - le degré $deg(k)$ de chacun des K symboles d'informations vaut deux et chaque symbole d'information est connecté à deux roulettes distinctes.
- Les roulettes peuvent alors être séparées en deux groupes tels que dans chaque groupe, les degrés $deg(k)$ des K symboles d'informations valent 1.

Selon une variante particulière réalisant une concaténation parallèle, les mots de code et les ensembles $\Pi_i(C_i)$ sont alors définis de la façon suivante :

- les K symboles du mot de code sont écrits ligne par ligne dans une matrice possédant $R/2$ lignes et C colonnes ;
- les lignes définissent les ensembles $\Pi_i(C_i)$ (i variant de 1 à $R/2$) du premier groupe. Elles sont des éléments des codes constituants correspondants ;
- on effectue ensuite pour chacune des lignes une permutation quelconque entre les symboles de ladite ligne ;

- on effectue une permutation quelconque sur chacune des colonnes. En particulier, la permutation sur chacune des colonnes peut être une rotation circulaire ; et
- les lignes obtenues définissent les ensembles $\Pi_i(C)$ (i variant de $R/2$ à R) du second groupe. Elles sont codées par les codes constituants correspondants.

5 Ce code à deux dimensions nécessite P égal à $R/2$ bancs mémoires chacun étant rempli par une ligne de la matrice non-permutée. Lorsque les codes constituants sont systématiques récurrents circulaires, on peut utiliser l'organisation

10 de la mémoire suivante : à chaque adresse de la mémoire, sont mémorisées les données relatives au symbole systématique (symbole d'information en provenance du canal, informations extrinsèques produites par les décodeurs) ainsi que les symboles de redondance en provenance du canal correspondant. Chaque groupe peut alors être décodé simultanément par P décodeurs en parallèle en T (valant 2)

15 étapes. Le procédé de permutation de la matrice assure lors du décodage du deuxième groupe de roulettes que les accès mémoires sont effectués sur des bancs mémoires distincts. Les permutations effectuées sur les lignes correspondent à un entrelacement temporel des données (c'est-à-dire, les permutations sur les lignes sont réalisées selon l'ordre de décodage par la lecture des symboles de chaque

20 mémoire). Les permutations associées aux colonnes correspondent à un entrelacement spatial des données. Cet entrelacement est réalisé physiquement par un réseau de permutation entre les P bancs mémoires et les P décodeurs.

Selon l'invention, à partir du code décrit précédemment, on peut construire un code irrégulier. Les $2P$ codes constituants utilisés ont chacun une circonférence

25 égale à la somme $C+D$.

Les ensembles $\Pi_i(C)$ définissant les codes constituant sont obtenus à partir des lignes des matrices non-permutées et des lignes permutées définies précédemment : chaque code constituant est associé à la séquence des symboles d'information d'une ligne à laquelle on ajoute les D premiers symboles

d'information de la ligne suivante ; pour la dernière ligne, on ajoute les D symboles d'information de la première ligne.

Le code irrégulier ainsi construit possède des symboles de degré égal à trois qui sont situés aux extrémités des roulettes. Les autres symboles sont tous de degré égal à deux. Ce schéma de codage rend le code plus robuste aux erreurs de transmission et permet une convergence plus rapide du décodeur.

Selon encore une variante de l'invention mettant en oeuvre un code à deux dimensions par une concaténation série, avec un nombre de roulettes différent pour la première dimension et la deuxième dimension, on ajoute les spécifications suivantes :

- le nombre de roulettes vaut R qui est égal à la somme de P_1 et de P_2 avec un produit de P_1 et de P_2 valant N et P_1 étant supérieur ou égal à P_2 ; il y a donc P_1 roulettes de circonférence égale à P_2 et P_2 roulettes de circonférence égale à P_1 ;
- tous les degrés $deg(k)$ des N symboles d'information valent 2 et donc chaque symbole d'information est connecté à deux roulettes distinctes.

Les roulettes sont séparées en deux groupes de respectivement P_1 et P_2 roulettes.

Le procédé de codage et les ensembles $\Phi_i(M_i)$ du graphe bipartite sont alors définis de la façon suivante :

- les N symboles du mot de code sont écrits ligne par ligne dans une matrice possédant P_1 lignes et P_2 colonnes ; à cette matrice, on ajoute un nombre de colonnes vides égal à la différence de P_1 et P_2 (soit $P_1 - P_2$ sous forme condensée) ;
- les lignes définissent les ensembles $\Phi_i(M_i)$ (pour i allant de 1 à P) du premier groupe ; elles sont alors codées par les codes constituants correspondants de longueur égale à P_2 .
- on effectue ensuite pour chacune des lignes une permutation quelconque entre les symboles de ladite ligne ; ces permutations ne sont pas toutes identiques (selon une variante, ces permutations sont

identiques et peuvent être avantageusement supprimées); ces permutations répartissent uniformément sur les colonnes, les symboles des colonnes vides de la matrice précédente ;

- on effectue une permutation O_i sur chacune des P_i colonnes de la matrice résultante, en respectant la contrainte suivante : après permutation, les symboles vides de la matrice précédente se répartissent sur les P_1-P_2 lignes ;
- les lignes non vides obtenues définissent les ensembles $\Phi_i(M)$ (pour i allant de P à P_1+P_2) du second groupe ; elles sont codées par des codes constituants.

La permutation intra-ligne présentée dans les exemples précédents (code de dimension 2, codes irréguliers et codes produits) peut dans un mode préférentiel de réalisation être choisie parmi les permutations suivantes (la taille de la mémoire la ligne étant C):

- le symbole k (k variant de 0 à C) de la roulette correspond au symbole situé à l'adresse l égale au produit αk modulo C ($l = \alpha k \bmod C$) de la mémoire où α et C sont premiers entre eux. Préférentiellement, dans ce cas, α est voisin de la racine carrée de C ; et
- le symbole k (k variant de 0 à C) de la roulette correspond au symbole situé à l'adresse l égale à la somme du produit αk et de β modulo C ($l = \alpha k + \beta \bmod C$) de la mémoire où α et C étant premiers entre eux. Préférentiellement, dans ce cas, α est voisin de la racine carrée de C .

L'invention concerne également les dispositifs de codage, décodage, d'entrelacement définissant les ensembles $\Phi_i(M)$ ou $\Pi_i(C)$.

- 25 Ces dispositifs sont présentés en regard des figures 5, 6 et 7.

On présente, en relation avec la figure 1, le principe général du code selon un mode particulier de réalisation de l'invention.

Le code est composé de quatre codes constituants 14, 15, 16 et 17 dont deux codes peuvent être codés et/ou décodés simultanément selon l'invention.

Chacun de ces codes constituants est un code convolutif récursif systématique circulaire :

- de circonférence égale à trois ;
- de taille égale à quatre ; et
- 5 - définissant un code global de taille K égale à huit et de longueur N égale à douze.

Chaque code constituant est représenté par une roulette, qui a :

- trois entrées ordonnées $e1$, $e2$ et $e3$ associées chacune à un symbole d'information ; et
- 10 - une sortie s associée à un symbole de redondance.

Le degré de chacun des symboles n'est pas uniforme :

- le degré des symboles de redondance (symboles 9 à 12) est égal à un ; et
- le degré des symboles d'information est égal à un (pour les symboles
- 15 2, 3, 7 et 8) ou deux (pour les symboles 1, 4, 5 et 6).

L'ensemble des symboles 1 à 12 du code 13 est mémorisé dans deux bancs mémoires BM_1 et BM_2 qui contiennent respectivement les symboles suivants :

- 1, 2, 3, 4, 9 et 10 (banc mémoire BM_1) ; et
- 5, 6, 7, 8, 11 et 12 (banc mémoire BM_2).

- 20 Lors de l'opération de codage et/ou de décodage, on code et/ou décode les roulettes avec un degré de parallélisme égal à deux. En effet, pour chacun des quatre symboles utilisés dans le code constituant, les accès mémoires suivants sont effectués:

- pour un premier groupe constitué des roulettes 14 et 15 :
 - 25 - à partir du symbole $e1$, on accède aux symboles 1 ou 6 ;
 - à partir du symbole $e2$, on accède aux symboles 5 ou 4 ;
 - à partir du symbole $e3$, on accède aux symboles 3 ou 8 ; et
 - à partir du symbole s , on accède aux symboles 9 ou 11 ;
- pour un deuxième groupe constitué des roulettes 16 et 17:
 - 30 - à partir du symbole $e1$, on accède aux symboles 5 ou 2 ;

- à partir du symbole e_2 , on accède aux symboles 6 ou 1 ;
- à partir du symbole e_3 , on accède aux symboles 4 ou 7 ; et
- à partir du symbole s , on accède aux symboles 10 ou 12 ;

A chaque cycle symbole, on accède à des bancs mémoires distincts et
5 ainsi, on utilise un degré de parallélisme égal à deux.

Selon une variante de réalisation de l'invention décrite à la figure 2, l'opération de codage global est basée sur deux groupes distincts comprenant chacun P roulettes R_i appliquées globalement aux mêmes données.

La circonférence de chacune des roulettes R_i est égale à C . Les K symboles
10 d'information à coder sont écrits ligne par ligne dans une matrice 20 à P lignes et C colonnes (K est égal au produit $P \times C$).

Chaque ligne est codée par un code constituant 21, par exemple du type code convolutif récursif systématique circulaire. La $i^{\text{ème}}$ ligne de la matrice 20 comprend les N symboles données d'un mot de code 21 (information
15 systématique et redondance) correspondant à une roulette R_i . Selon une variante, la $i^{\text{ème}}$ ligne de la matrice 20 comprend les K symboles d'information systématique d'un mot de code 21 correspondant à une roulette R_i (les symboles de redondance n'étant pas représentés).

Puis, on effectue une permutation des symboles de chacune des lignes par
20 un entrelaceur Φ 22. Cet entrelaceur est identique pour chacune des lignes. Selon une variante de l'invention, cet entrelaceur est différent pour chaque ligne.

Selon une variante non représentée, l'entrelaceur Φ est égal à l'identité pour tous les lignes et peut donc être supprimé.

Sur chacune des colonnes de la matrice 23 est effectuée une permutation O_i
25 24 de sorte que après permutation les C symboles de chacune des lignes de la matrice 25 proviennent de lignes différentes de la matrice 23 (avant permutation). La permutation O_i 24 est circulaire, selon le mode préféré de réalisation, ou non circulaire selon une variante de réalisation.

Les lignes de la matrice 25 résultante sont codées par P codes constituants
30 26 qui peuvent être des codes convolutifs récursifs systématiques circulaires. La

$i^{\text{ème}}$ ligne de la matrice 25 comprend les C symboles d'informations systématiques correspondant à une roulette R_{i+j} .

Ainsi, si la première (respectivement deuxième) ligne de la matrice 20 comprend une séquence qui commence par les bits a, b et c (respectivement d, e, f) comme illustré sur la figure 2, ces bits seront entrelacés par la permutation Φ 22. Ainsi, par exemple, les bits a, b et c seront respectivement placés à la quatrième, septième et deuxième position de la première ligne de la matrice 23. De même, les bits d, e et f seront respectivement placés à la quatrième, septième et deuxième position de la deuxième ligne de la matrice 23. Les données des quatrième, septième et deuxième colonnes de la matrice 23 seront ensuite respectivement entrelacées par les permutations 24 O_4, O_7 et O_2 .

On obtient ainsi, la matrice 25 dans laquelle, par exemple :

- la donnée d est située en quatrième position de la première ligne ;
- les données c et e sont respectivement situées en deuxième et septième position de la deuxième ligne ;
- les données f et a sont respectivement situées en deuxième et quatrième position de la quatrième ligne ; et
- la donnée b est située en septième position de la dernière ligne.

Ainsi, les données a, b et c (respectivement d, e et f) qui sont placées dans une même ligne des matrices 20 et 23 sont, après les permutations O_i , situées dans des lignes distinctes de la matrice 25. De cette manière, alors qu'avant permutation, elles sont codées avec une même roulette R_1 (respectivement R_2), après permutation, les données a, b et c (respectivement d, e et f) sont donc codées avec des roulettes distinctes.

L'association des K symboles d'information et des symboles de redondance produits par les $2P$ codes constituants forme le mot de code de longueur N .

Selon une autre variante de réalisation de l'invention décrite à la figure 3, le graphe bipartite est séparé en deux groupes. Le premier groupe contient P_1

roulettes de circonférence P_2 et le deuxième groupe comprend P_2 roulettes de circonférences P_1 , avec P_1 supérieur ou égal à P_2 et le produit P_1 par P_2 égal à N .

Les N symboles d'information du mot de code global sont écrits ligne par ligne dans une matrice carrée 30 de côté P_1 dont seules les P_2 premières colonnes
 5 sont remplies. Les $P_1 - P_2$ dernières colonnes restent vides avec une valeur symbolisée par V .

Chacune des P_1 lignes est codée par un code constituant 31, la $i^{\text{ème}}$ ligne de la matrice 30 correspondant à une roulette R_i de longueur P_2 . Chacun des codes 31 est, par exemple, un code convolutif récuratif systématique circulaire (CRSC).

10 Puis, on effectue une permutation des symboles de chacune des lignes par un entrelaceur Φ_i 32. Chacun des P_1 entrelaceurs possède la propriété suivante : après permutation, les symboles V de la matrice 30 se répartissent uniformément sur toutes les colonnes de la matrice 33. Ainsi, on obtient le même nombre de symboles V sur chacune des colonnes de la matrice 33.

15 On effectue une permutation O_j sur chacune des P_1 colonne de la matrice 33. Ces rotations possèdent la propriété suivante : après rotation, les symboles V de la matrice 33 se retrouvent dans les $P_1 - P_2$ dernières lignes de la matrice 33.

Les P_2 lignes non vides de la matrice résultante 35 sont alors codées par P_2 codes constituants 36 de longueur P_1 .

20 Les $P_1 + P_2$ codes constituants définissent les N symboles du mot de code global.

Ce code nécessite P égal à P_1 bancs mémoires, chacun étant rempli par une ligne de la matrice non permutée. Le premier (respectivement deuxième) groupe peut alors être décodé simultanément par P_1 (respectivement P_2) décodeurs en
 25 parallèle. Le procédé de permutation de la matrice assure lors du décodage du deuxième groupe de roulettes que les accès mémoires sont effectués sur des bancs mémoires distincts.

Selon une autre variante de réalisation de l'invention décrite à la figure 4, l'opération de codage permet de construire un code irrégulier à partir de K (égal à
 30 24) symboles d'informations. Ce code est constitué de huit codes constituants R_i (i

étant compris entre 1 et 8) 411, 412, 413, 414, 441, 442, 443 et 444 de rendement r . Chaque code constituant est de circonférence égale à huit.

Les symboles d'informations sont mémorisés dans quatre bancs mémoires 401 à 404.

5 L'entrelacement 420 est défini de manière similaire à celui présenté en regard de la figure 2.

Le code est alors défini de la façon suivante :

- des symboles d'informations sont écrits ligne par ligne dans une matrice M à quatre lignes et six colonnes ;
- 10 - les lignes de la matrice M sont mises bout à bout pour former une trame circulaire 400, qui va être codée par les quatre roulettes R_1 411, R_2 412, R_3 413 et R_4 414. Les huit symboles d'informations de la roulette R_1 411 (respectivement R_2 412, R_3 413 et R_4 414) sont constitués des symboles de la ligne 401 (respectivement 402, 403 et 404) de la matrice M et des deux premiers symboles de la roulette R_2 412 (respectivement R_3 413, R_4 414 et R_1 411) ;
- 15 - On effectue une permutation 420 des quatre lignes puis une permutation des six colonnes de la matrice M pour obtenir une matrice permutée M' ;
- 20 - Les lignes de la matrice M' obtenue sont mises bout à bout pour former une trame circulaire 430, qui va être codée par les quatre roulettes R_5 441, R_6 442, R_7 443 et R_8 444. Les huit symboles d'informations de la roulette R_5 415 (respectivement R_6 416, R_7 417 et R_8 418) sont constitués des symboles de la ligne 431 (respectivement 432, 433 et 434) de la matrice permutée M' et des deux premiers symboles de la roulette R_6 416 (respectivement R_7 417, R_8 418 et R_5 415).
- 25
- 30

La permutation agissant sur les colonnes de la matrice M est choisie de telle sorte que lors du décodage des roulettes 441 à 444, les accès mémoires puissent être effectués simultanément sur des bancs mémoires distincts. Cette permutation sur les colonnes est par exemple l'identité, une rotation sur les

colonnes ou, plus généralement, une permutation quelconque respectant la propriété liées aux accès mémoire énoncée précédemment.

Après codage, les vingt-quatre symboles d'information et les symboles de redondance sont transmis sur le canal.

5 La figure 5 présente un mode de réalisation d'un codeur global 500 utilisant P codeurs convolutifs systématiques récurrents circulaires en parallèle (CRSCx) 571, 572, ..., 57i, ..., 57P et dont l'architecture permet de générer les codes qui sont notamment décrits en regard des figures 1, 2 et 4.

10 Le codeur global 500 accepte sur une entrée 550 des blocs de K symboles d'information qui sont également présentés sur une sortie 553 (le code global est systématique) et fournit, en outre, sur une sortie 590 des blocs de symboles de redondance issus du codage des blocs d'information.

Le codeur global 500 comprend :

- l'entrée 550 et la sortie 553 de symboles d'information ;
- 15 - la sortie 590 de symboles de redondance ;
- une unité de commande 504 ;
- P bancs mémoires (notés BM_i) 561 à 56P ;
- les codeurs élémentaires de type Convolutifs Récurrents Systématiques Circulaires (ou CRSC) 571 à 57P ;
- 20 - un module de permutation PIL_i 510 ;
- un module de rotation circulaire $RC(O_i)$ 530 ;
- un module de commande O_i 520 du module 530 ; et
- un module de perforation 540.

25 L'unité de commande 504 gère le fonctionnement de l'ensemble du dispositif 500. Cette unité de commande produit les signaux de contrôle suivants :

- une commande 501 de mise à zéro des codeurs convolutifs récurrents circulaires 571 à 57p ; un code convolutif récurrent circulaire est obtenu par un premier pré-codage, avec un état initial du codeur nul, qui permet de définir l'état initial du codeur lors de l'opération de codage
- 30 (on trouvera une description des codes convolutifs circulaires dans

l'article écrit par C. Berrou, C. Douillard et M. Jézéquel, intitulé « *Multiple parallel concatenation of circular recursive systematic codes* », et paru dans la revue Annales des Télécommunications, tome 54, n°3-4, pp 166-172, 1999) ;

- 5 - une commande d'accès mémoire 502 définissant l'adresse du symbole destiné à être traité et destiné aux modules 510 et 520 ; et
- une commande 503 de contrôle des bancs mémoires 561 à 56P en lecture et en écriture.

 L'unité de commande 504 peut être mise en oeuvre sous forme câblée
10 et/ou sous forme de programme informatique s'exécutant sur un processeur.

 Les adresses des accès aux bancs mémoires 561 à 56P sont produites par le module 510, commandé via le signal 502 par l'unité de commande 504. Le module 510 pilote une permutation des données sur chaque banc si nécessaire par l'intermédiaire d'un signal d'adressage 505.

15 Les données à coder 550 sont écrites dans les bancs mémoires 561, 562, ..., 56i, ..., 56P à travers des bus 551, 552, ..., 55i, ..., 55P avec la partition suivante pour un bloc de K symboles d'information :

- le banc mémoire 561 mémorise les symboles d'indice 0 à $C-1$;
- le banc mémoire 562 mémorise les symboles d'indice C à $2C-1$;
- 20 - le banc mémoire 56i mémorise les symboles d'indice $(i-1)C$ à $iC-1$; et
- le banc mémoire 56P mémorise les symboles d'indice $(P-1)C$ à $K-1$.

 Selon une variante, les données à coder comprennent non seulement les symboles d'informations mais également des symboles de redondances issues d'un code constituant du code global. L'architecture de cette variante étant
25 similaire à celle du codeur 500, elle ne sera pas détaillée plus amplement.

 L'unité de commande 504 gère les accès en écriture des symboles 550 ou en lecture des symboles qui sont transférés sur la sortie 553 lorsque ces derniers ne sont pas directement lus lors de leur présentation sur l'entrée 550, via le signal 503 pour les commandes d'écriture et de lecture et via le module 510 pour la
30 détermination des adresses d'accès.

Chacun des blocs mémoires respectivement 561 à 56P est relié au module 530 par une liaison respectivement 531 à 53P permettant la lecture des données par le module 530 dans le bloc mémoire correspondant, cette lecture étant également pilotée par le signal 503 et le module 510. Une lecture simultanée d'un
 5 symbole dans chacun des blocs mémoires, par le module 530 est donc possible. Les blocs mémoires 561 à 56P sont de type RAM à simple port ou double ports en fonction de la bande passante nécessaire.

En fonction du signal 502 émis par l'unité de commande 504, le bloc 520 définit la rotation circulaire O_k devant être appliquée à l'ensemble des symboles
 10 présentés aux entrées 531 à 53P et transmet le signal 506 au module 530 pour lui indiquer la rotation circulaire O_k à effectuer entre les entrées et les sorties du module 530.

Chacun des codeurs CRSC respectivement 571 à 57P est relié au module 530 par une liaison respectivement 541 à 54P permettant la lecture d'un symbole
 15 donné en sortie du module 530 par le codeur CRSC correspondant. Un symbole lu par le module 530 est présenté pratiquement simultanément à une sortie du module 530 qui aiguille ce symbole sur la sortie adéquate en fonction du signal 506. Une lecture simultanée d'un symbole par chacun des codeurs CRSC dans le module 530 est donc possible.

20 Chacun des codeurs convolutifs récurrents circulaires respectivement 571 à 57P permet :

- d'effectuer le pré-codage de chaque séquence d'information permettant de déterminer l'état initial du codeur tel que son état final après codage de la séquence considérée sera identique à cet état initial ;
 25 et
- d'effectuer le codage convolutif récurrent de chaque séquence de symboles présentés sur son entrée respectivement 541 à 54P par multiplication par un polynôme multiplicatif respectivement f_i à f_P et par division par un polynôme diviseur respectivement g_i à g_P ,
 30 permettant de produire les bits de redondance (respectivement $E_{(P+1)}$ à

E_{v+p}) respectivement transmis sur des sorties 581 à 58P vers le module de perforation 540.

Pour simplifier la réalisation, les polynômes générateurs des codes CRSC seront choisis identiques pour les P codeurs.

5 Selon une variante, pour une adaptation à un code global quelconque, les polynômes générateurs des codes CRSC ne seront pas tous identiques.

Les bits de redondance produits par les codeurs CRSC 571 à 57P sont poinçonnés par le module 540 pour fournir les symboles de redondance 590 associés aux symboles d'information 550.

10 En résumé, à chaque accès en lecture commandé par les signaux 502 et 503, les bancs mémoires 561 à 56P fournissent des symboles (dans un ordre éventuellement différents de l'ordre d'entrée, ce qui correspond à un premier entrelacement) sur lesquels le module 530 applique une rotation circulaire de O_k symboles. Les symboles obtenus sont alors utilisés par les codeurs convolutifs
15 récurrents circulaires 571 à 57P.

Dans une mise en oeuvre du codeur 500 correspondant au code illustré en regard de la figure 1,

- les permutations de données sont effectuées par l'unité de commande 504 et par le module 510 ;
- 20 - deux bancs mémoires sont utilisés ;
- le module 510 fournit, dans ce mode de réalisation, deux adresses mémoires pour les deux bancs mémoires par l'intermédiaire du signal 505 ;
- la permutation spatiale entre les bancs mémoires est réalisée par
25 l'unité de commande 504 et par les modules 520 et 530 ; et
- les roulettes 14 et 15 (respectivement 16 et 17) sont codées simultanément à l'aide des codeurs 571 et 572 à la première étape avec T valant 1 (respectivement deuxième étape avec T valant 2), P valant alors 2.

Dans une mise en oeuvre du codeur 500 correspondant au code illustré en regard de la figure 2 (respectivement 3),

- la permutation ϕ 22 (respectivement ϕ 32) est effectuée par l'unité de commande 504 et par le module 510 ;
- 5 - la rotation 24 (respectivement 34) est réalisée par l'unité de commande 504 et par les modules 520 et 530 ; et
- le premier groupe de roulettes 21 R_1 à R_5 (respectivement 31 R_1 à R_5) et le deuxième groupe de roulettes 26 R_6 à R_{10} (respectivement 36 R_6 à R_9) sont successivement codées à l'aide des codeurs 571 à 576, P valant alors 5 et les roulettes étant codées simultanément à l'intérieur de chaque groupe.

De même, dans une réalisation du codeur 500 correspondant au code illustré en regard de la figure 4,

- 15 - l'entrelaceur 420 est mis en oeuvre par l'unité de commande 504 et par les modules 510, 520 et 530 ; et
- le premier groupe de roulettes 411 R_1 à 414 R_4 et le deuxième groupe de roulettes 441 R_5 à 444 R_8 sont successivement codées à l'aide des codeurs 571 à 574, P valant alors 4 et les roulettes étant codées simultanément à l'intérieur de chaque groupe.

20 L'opération de codage d'une trame de K symboles d'information par $T.P$ roulettes comporte donc les étapes suivantes :

- une écriture des symboles d'information 550 reçus dans les bancs mémoires 561 à 56P ;
- T étapes de codage (T valant 2 dans les exemples précédents illustrés en regard des figures 1, 2 et 4) par P roulettes permettant de fournir les symboles de redondance correspondant ;
- 25 - un poinçonnage (facultatif) des symboles de redondance (produit par les P roulettes) par le module 540 permettant d'obtenir le rendement désiré ; et

- transmission sur un canal des K symboles systématiques (si le code est systématique) et des $N-K$ symboles de redondance, le cas échéant poinçonnés.

5 L'organisation de la mémoire est, selon le mode de réalisation décrit, la suivante : à chaque adresse-mémoire d'un banc mémoire, sont mémorisées les données relatives à un symbole systématique (symbole d'information en provenance du canal et/ou informations extrinsèques produites par les décodeurs) ainsi que les symboles de redondance en provenance du canal correspondant.

10 Pour chacune des T étapes de codage par les P roulettes, les opérations successives suivantes sont effectuées:

- initialisation des codeurs convolutifs à l'état nul par l'intermédiaire du signal 501 ;
- première lecture des C symboles d'information des P roulettes considérées et pré-codage de chacune des roulettes ;
- 15 - détermination des états initiaux des codeurs ; et
- deuxième lecture des C symboles d'information par les P roulettes considérées et codage de chacune des roulettes afin de produire les symboles de redondance correspondant.

20 Selon une variante du codeur 500 non représentée, un codeur similaire au codeur 500 met en œuvre des codes constituants non convolutifs systématiques récurrents circulaires.

De même, selon une autre variante, un codeur adapté au codage du code illustré en regard de la figure 3 est mis en œuvre sur base du codeur 500 avec les modifications suivantes :

- 25 - la perforation du code n'est pas nécessaire ;
- l'organisation de la mémoire est adaptée au code ; et
- si un code constituant n'est pas systématique, les sorties 58i concernent tous les symboles du mot de code constituant.

30 La figure 6 présente d'un décodeur 600 adapté à décoder un code global produit par le codeur 500 illustré en regard de la figure 5. Le décodeur 600 utilise

P décodeurs SISO en parallèle 671, 672, ..., 67*i*, ..., 67*P* correspondant chacun aux codeurs 571, 572, ..., 57*i*, ..., 57*P*.

Le décodeur 600 accepte sur une entrée 650 des blocs de N symboles d'informations souples (symboles en provenance du canal et éventuellement informations a priori) et fournit sur une sortie 680 des symboles décodés. Les données entrantes et/ou mémorisées dans le décodeur 600 sont des symboles d'information et de redondance en provenance du canal et des informations pondérées produites par les décodeurs.

Le décodeur global 600 comprend :

- 10
 - l'entrée 650 de symboles d'information douce ;
 - la sortie 680 de symboles décodés;
 - une unité de commande 604 ;
 - P bancs mémoires (notés BM_x) 661 à 66*P* ;
 - les décodeurs élémentaires de type SISO 671 à 67*P* ;
 - 15
 - un module de permutation intra-ligne, PIL_x 610, qui est identique pour les P bancs mémoires;
 - un module de rotation circulaire $RC(O_x)$ 630 ;
 - une module de commande O_x 620 du module 630 ; et
 - un module de décision 690.
- 20
 - L'unité de commande 604 gère le fonctionnement de l'ensemble du dispositif 600. Cette unité de commande produit les signaux de contrôle suivants :
 - une commande d'accès mémoire 602 définissant l'adresse du symbole destiné à être traité et destiné aux modules 610 et 620 ; et
 - une commande 603 de contrôle des bancs mémoires 661 à 66*P* en
 - 25
 - lecture et en écriture, les bancs mémoires pouvant être adressés simultanément et indépendamment les uns des autres.

L'unité de commande 604 échange également un signal de contrôle 601 avec chacun des décodeurs SISO; ce signal permet notamment de mettre en œuvre le critère d'arrêt en définissant quels sont les décodeurs effectivement utilisés au cours d'une itération.

Les adresses des accès aux bancs mémoires 661 à 66P sont produites par le module 610 commandé via le signal 602 par l'unité de commande 604. Le module 610 pilote une permutation des données sur chaque banc si nécessaire par l'intermédiaire d'un signal d'adressage 605.

- 5 Les données à décoder 650 sont écrites ou lues dans les bancs mémoires 661, 662, ..., 66i, ..., 66P à travers des bus bidirectionnels 651, 652, ..., 65i, ..., 65P avec la partition suivante pour un bloc de K symboles d'information dans le cas où les codes constituants sont des codes convolutifs récurrents systématiques circulaires (pour ces codes les symboles de redondance et les symboles
- 10 systématiques associés sont stockés à la même adresse mémoire) :
- le banc mémoire 661 mémorise les données relatives aux symboles d'indice 0 à $C-1$;
 - le banc mémoire 662 mémorise les données relatives aux symboles d'indice C à $2C-1$;
 - 15 - le banc mémoire 66i mémorise les données relatives aux symboles d'indice $(i-1)C$ à $iC-1$; et
 - le banc mémoire 66P mémorise les données relatives aux symboles d'indice $(P-1)C$ à $K-1$.

Dans le cas général d'un code constituant qui n'est pas convolutif récurrent systématique circulaire, l'organisation mémoire est adaptée au code.

20

L'unité de commande 604 gère les accès en écriture des symboles 650 ou en lecture des symboles qui sont transférés sur la sortie 680, via le signal 603 pour les commandes d'écriture et de lecture et via le module 610 pour la détermination des adresses d'accès.

- 25 Chacun des blocs mémoires respectivement 661 à 66P est relié au module 630 par une liaison respectivement 631 à 63P permettant la lecture des données par le module 630 dans le bloc mémoire correspondant, cette lecture étant également pilotée par le signal 603 et le module 610. Le module 630 peut donc lire ou écrire simultanément et en parallèle plusieurs symboles, un symbole étant
- 30 lu ou écrit dans chacun des blocs mémoires. Les blocs mémoires 661 à 66P sont

de type RAM à simple port ou double ports en fonction de la bande passante nécessaire.

Chacun des décodeurs SISO respectivement 671 à 67P est relié au module 630 par une liaison bidirectionnelle respectivement 641 à 64P permettant la lecture ou l'écriture d'un symbole donné en sortie du module 630 par le décodeur SISO correspondant. Ainsi, plusieurs symboles sont lus en parallèle dans les bancs mémoires correspondant et alimentent autant de décodeurs SISO.

En fonction du signal 602 émis par l'unité de commande 604, le bloc 620 applique, dans ce mode de réalisation, la rotation circulaire O_k à l'ensemble des symboles présentés aux entrées/sorties 631 à 63P ou 641 à 641P et transmet le signal 606 au module 630 pour lui indiquer la rotation circulaire O_k à effectuer entre les entrées et les sorties du module 630.

Un symbole lu ou écrit par le module 630 est présenté ensemble à une sortie du module 630 qui aiguille ce symbole sur la sortie adéquate en fonction du signal 606. Une lecture ou une écriture simultanée d'un symbole par chacun des décodeurs SISO dans le module 630 est donc possible.

Chacun des décodeurs SISO 671 à 67P utilise un algorithme à entrée souple et à sortie souple, qui produit des informations pondérées lors de la première (respectivement deuxième) étape, T -valant 1 (respectivement 2) et P valant alors 2. Les décodeurs SISO contiennent également les modules permettant de mettre en oeuvre le critère d'arrêt. Chacun des modules renvoie des informations notamment sur la convergence du décodage associé au décodeur correspondant, à l'unité de commande par l'intermédiaire du signal 601. L'unité de commande prend en charge la mise en oeuvre de l'application des critères d'arrêts.

Les informations pondérées sont alors écrites en mémoire de manière symétrique à l'opération de lecture précédente.

En résumé, à chaque accès en lecture commandé par les signaux 602 et 603, les bancs mémoires 661 à 66P fournissent des symboles (dans un ordre éventuellement différent de l'ordre d'entrée, ce qui correspond à un premier

entrelacement) sur lesquels le module 630 applique une rotation circulaire de O_t symboles. Les symboles obtenus sont alors utilisés par les décodeurs SISO 671 à 67P. Après décodage, une opération symétrique est mise en oeuvre, les données étant transmises de chacun des décodeurs SISO à un banc mémoire après un passage dans le module 630.

A la fin du décodage itératif, le module 690 détermine les décisions dures, résultat du décodage à partir des données présentes dans les bancs mémoire 661 à 66p. Les décisions dures peuvent alors être lues sur une sortie 691 du décodeur 600.

Dans une mise en oeuvre du décodeur 600 correspondant au code illustré en regard de la figure 1,

- deux bancs mémoires sont utilisés;
- les permutations de données sont effectuées par l'unité de commande 604 et par le module 610 qui fournit deux adresses mémoires différentes pour les deux bancs mémoires utilisés par l'intermédiaire du signal 605 ;
- la permutation spatiale entre les bancs mémoires est réalisée par l'unité de commande 604 et par les modules 620 et 630 ; et
- les roulettes 14 et 15 (respectivement 16 et 17) sont décodées simultanément à l'aide des décodeurs 671 et 672, à la première étape avec T valant 1 (respectivement deuxième étape avec T valant 2), P valant alors 2.

Dans une mise en oeuvre du décodeur 600 correspondant au code illustré en regard de la figure 2 (respectivement 3),

- la permutation ϕ 22 (respectivement ϕ , 32) est effectuée par l'unité de commande 604 et par le module 610 ;
- la rotation 24 (respectivement 34) est réalisée par l'unité de commande 604 et par les modules 620 et 630 ; et
- le premier groupe de roulettes 21 R_1 à R_5 (respectivement 31 R_1 à R_5) et le deuxième groupe de roulettes 26 R_6 à R_{10} (respectivement 36 R_6 à

R_p) sont successivement décodées à l'aide des décodeurs 671 à 675, P valant alors 5 et les roulettes à l'intérieur de chaque groupe étant décodées simultanément en parallèle.

De même, dans une réalisation du codeur 600 correspondant au code
5 illustré en regard de la figure 4,

- l'entrelaceur 420 est mis en oeuvre par l'unité de commande 604 et par les modules 610, 620 et 630 ; et
- le premier groupe de roulettes 411 R_1 à 414 R_4 et le deuxième groupe de roulettes 441 R_5 à 444 R_8 sont successivement décodées à l'aide
10 des décodeurs 671 à 674, P valant alors 4 et les roulettes à l'intérieur de chaque groupe étant décodées simultanément en parallèle.

L'opération de décodage itérative d'une trame de K symboles d'information par $T.P$ roulettes comporte donc les étapes suivantes :

- une écriture des données relatives aux symboles d'information 650
15 reçues dans les bancs mémoires 661 à 66P (décisions souples en sortie du canal des symboles d'information systématique et des symboles de redondance);
- plusieurs itérations de décodage, chacune étant constituée de T étapes de décodage (T valant, par exemple, 2 pour les codes illustrés
20 précédemment en regard des figures 1 à 4) de P roulettes mettant en oeuvre un algorithme de type SISO qui nécessite la lecture des C symboles d'informations systématiques de la roulette considérée et l'écriture des C symboles d'information pondérés produits dans les bancs mémoires correspondant ; et
- lecture, dans les bancs mémoires 661 à 66P, des données relatives aux
25 K symboles d'informations pour effectuer la décision dure sur les symboles et produire la trame décodée qui sera transmise sur la sortie 680.

Le décodage itératif est contrôlé par l'unité de commande 600 définissant l'algorithme de décodage itératif à utiliser et notamment l'utilisation du critère d'arrêt.

5 Pour réduire le temps de décodage d'une trame, on applique un critère d'arrêt sur des fenêtres de données. Chacune des fenêtres est déterminée de façon à correspondre exactement à un code constituant.

Ainsi, on détermine les blocs de données sur lesquels le critère d'arrêt est vérifié au cours de l'itération courante et on n'effectue plus les calculs correspondants au cours de l'itération suivante. Cette méthode offre la possibilité
10 de réduire la taille globale des données à décoder au fur et à mesure des itérations au prix d'une dégradation limitée des performances car les fenêtres correspondent à des codes constituants.

Ainsi, on utilise le critère d'arrêt de plusieurs façons, notamment :

- 15 - si au moins un des P decodeurs utilisés en parallèle a convergé (indication par chaque signal 601 correspondant), l'unité de commande 600 gèle ce ou ces decodeurs ; et/ou
- si tous les P decodeurs utilisés en parallèle ont convergé (indication par les signaux 601 correspondants), l'unité de commande 600 saute l'étape de décodage t correspondant et passe directement à l'étape de
20 décodage suivante $t+1$, ce qui permet un gain de latence de décodage et de consommation.

Pour de plus amples détails sur les algorithmes de décodage utilisés pour les decodeurs SISO, on se référera aux articles (décrivant respectivement un algorithme de type BJCR et Viterbi):

- 25 - « *Optimal decoding of linear codes for minimizing symbol error rate* », (ou en français « décodage optimal des codes linéaires pour minimiser le taux d'erreur symbole ») écrit par L.R Bahl, J. Cocke, F. Jelinek, J. Raviv, et paru dans la revue IEEE Transactions on Information Theory, pp. 284-287, mars 1974.

- « *A Viterbi algorithm with soft decision outputs and its applications* »
(ou en français « un algorithme de Viterbi avec des sorties à décisions
souples et ses applications ») écrit par J. Hagenauer et P. Hoeher et
paru dans le compte-rendu de la conférence IEEE Globecom, pp. 1680-
1686, novembre 1989.

5

Selon une variante du décodeur non représentée, un décodeur similaire au décodeur 600 met en œuvre des codes constituants non convolutifs systématiques récurrents circulaires.

De même, selon une autre variante, un décodeur adapté au codage du code illustré en regard de la figure 3 est mis en œuvre sur base du décodeur 600 avec une organisation de la mémoire est adaptée au code. En particulier, chaque symbole du mot de code est repéré par une adresse mémoire spécifique (alors que pour le décodeur 600, les mêmes adresses peuvent être utilisées pour un symbole systématique et un symbole de redondance correspondant).

15 La figure 7 illustre une application du procédé de codage et de décodage selon l'invention aux stockages de données sur support magnétique et/ou optique.

Le document « Application des techniques de décodage itératif à la correction de l'interférence entre symboles » écrit par P. Didier, A. Picard, C. Douillard et M. Jezequel et présenté lors du 15^{ème} colloque GRETSI (France) du
20 18 au 21 septembre 1995 propose un mécanisme dans lequel on considère un canal à interférence entre symboles comme étant un des codes constituants d'un code convolutif concaténé en série. De même, M. Oberg et P.H. Siegel propose dans un article intitulé « performance analysis of turbo-equalised partial response channels » (ou en français « analyse des performances des canaux à réponse
25 partielle turbo-égalisés ») (paru dans la revue IEEE Transactions on communications, vol. 49, N°3, mars 2001, pages 436-444) une utilisation d'un turbo-décodage itératif dans le cas spécifique d'un canal magnétique avec interférences entre symboles.

Ces techniques présentent les inconvénients des mécanismes de codage de l'état de la technique, présentés précédemment. Ils ne sont donc pas détaillés plus avant.

Néanmoins, l'invention permet également de pallier ces inconvénients.

- 5 Ainsi, on peut considérer que le canal 700 est un canal magnétique avec interférences entre symboles qui correspond à un code convolutif et permet de coder les données selon un code à roulette.

De part sa nature, le canal 700 est continu. Son découpage en roulettes (par essence de taille finie) nécessite donc un traitement particulier.

- 10 Selon le mode de réalisation illustré en regard de la figure 7, des symboles particuliers sont insérés dans la trame de façon à obtenir un retour périodique à un état prédéfini (par exemple, l'état 0). Le nombre des symboles ajoutés est supérieur ou égal à la mémoire du canal 700. Le découpage des roulettes se fait alors entre deux passages forcés à l'état prédéfini.

- 15 Ainsi, selon l'exemple illustré en regard de la figure 7, quatre blocs comprenant chacun trois symboles d'informations sont codés respectivement par quatre roulettes 721, 731, 741 et 751 pour former quatre mots de codes 720, 730, 740 et 750. Les données ainsi codées sont ensuite entrelacées (selon un entrelacement 770) et enregistrées sur un support magnétique correspondant au
20 canal 700 (données 701 à 716). Si la mémoire du canal 700 est égale, par exemple, à trois, on ajoute trois bits 717 à 719 égaux à 0 à la suite des symboles 701 à 716 enregistrés, ce qui permet de forcer le passage d'une roulette 760 correspondant au codage sur le canal 700 des symboles enregistrés 701 à 719 à l'état prédéfini égal à 0.

- 25 Selon une variante de réalisation, on crée des roulettes par duplication des derniers bits des roulettes de façon à « reboucler » l'information (par exemple, un message *I1 I2 I3 I4* sera transmis dans le canal 700 par un message complété par les deux derniers symboles *I3 I4* placés en tête d'un message complété *I3 I4 I1 I2 I3 I4* si la mémoire du canal 700 est égale à 2, avec seuls les quatre symboles
30 finaux du message complété qui participe à une roulette).

Selon une autre variante, on gère les effets de bord par recouvrement des roulettes comme illustré en regard de la figure 4, différents blocs correspondant à une roulette codée par le canal étant traités indépendamment, en prenant un contexte qui permet d'assurer la convergence des algorithmes de décodage, de façon à ce que le code ainsi obtenu ne soit pas sous-optimal.

Selon encore une autre variante, un message à coder est découpé en blocs et des effets de bord sont gérés, au décodage, par un mécanisme de transmission d'information (par exemple, de l'état des noeuds du treillis utilisé par un algorithme de type SISO) d'un bloc à l'autre.

L'opération de décodage est effectuée par un décodeur tout à fait similaire à celui illustré en regard de la figure 6, avec des décodeurs élémentaires correspondant aux sous-codes 700, 721, 731, 741 et 751, les codes 721, 731, 741 et 751 pouvant être décodés en parallèle par des décodeurs distincts. De même, plusieurs blocs codés selon le code 700 pouvant eux-même être décodés en parallèle par des décodeurs distincts Elle ne sera donc pas détaillée plus amplement.

Bien entendu, l'invention n'est pas limitée aux exemples de réalisation mentionnés ci-dessus.

En particulier, l'homme du métier pourra apporter toute variante dans le type des roulettes utilisées, ainsi que leur nombre dans un dispositif de codage et/ou décodage de code global.

L'homme du métier pourra également mettre en œuvre un nombre de codeurs et/ou de décodeurs ainsi que de bancs mémoires adapté aux besoins des opérations de codage et/ou décodage en fonction notamment de la latence de codage et/ou décodage souhaitée et/ou de la complexité du codeur et/ou décodeur de code global. Ainsi, dans certaines applications visant à optimiser la latence, le nombre de bancs-mémoires et/ou de codeurs/décodeurs sera proche de, voire égal au nombre de sous-codes.

Le nombre de codeurs/décodeurs et le nombre de bancs mémoires pourront être différents. Ainsi, il est possible d'alimenter simultanément chacun des

décodeurs appartenant à un ensemble de P décodeurs (P étant préférentiellement égal au nombre de décodeurs pouvant être utilisés en parallèle) avec w valant deux, trois, quatre ou plus symboles en parallèle de façon à diminuer le temps de traitement de chaque code. Les P décodeurs lisent alors globalement $w.P$ données dans $w.P$ bancs mémoires logiques à chaque cycle d'horloge. Le nombre de bancs mémoires est alors strictement supérieur au nombre de décodeurs alimentés en parallèle. Ainsi, l'architecture du décodeur (et du codeur correspondant) peut être définie avec souplesse car on dispose de plus de liberté pour allouer des ressources pour traiter (mémorisation, décodage, codage, ...) plusieurs symboles que pour en traiter un seul.

Il est aussi possible d'utiliser le procédé de décodage dans un système hétérogène pour lequel au moins deux décodeurs sont de nature différente et ne nécessite pas le même nombre de données par cycle d'horloge pour être traité en temps réel. Préférentiellement, le système est alors équilibré pour adapter les bandes passantes entre les bancs mémoires et les décodeurs en ayant un nombre de bancs mémoires différent du nombre P de décodeurs alimentés en parallèle.

Afin d'améliorer encore la vitesse de décodage, des modules de décodage mettant en oeuvre une itération de décodage pourront être mis en cascade. Pour des applications visant à optimiser la complexité tout en gardant une vitesse de codage/décodage élevée, le nombre de bancs mémoires ainsi que de codeurs/décodeurs de sous-code pourra être réduit (pour par exemple correspondre à une fraction du nombre de sous-codes appartenant au code global).

L'invention ne se limite pas au cas où le nombre d'étapes T vaut 2 mais s'étend également aux cas où T est supérieur à 2, notamment lorsque le code global peut être modélisé sous forme d'une première matrice et de deuxièmes matrices, chaque deuxième matrice étant obtenu par entrelacement des colonnes et éventuellement des lignes de la première matrice, et chaque ligne des première et deuxièmes matrices correspondant à un mot de sous-code du code global. Dans ce cas, T peut clairement prendre une valeur quelconque (par exemple, 3, 4, 5, ...).

L'invention ne se limite pas non plus au cas où la dimension du code vaut 2 mais s'étend également aux cas où elle est supérieure à 2.

On note que l'invention ne se limite pas au codage ou au décodage de données destinées ou en provenance d'un canal de transmission mais s'étend à toute application des codes correcteurs d'erreurs et, notamment au stockage de données sur des supports magnétiques et/ou optiques.

L'invention concerne, en outre, les dispositifs comprenant un ou plusieurs codeurs ou décodeurs selon l'invention, et notamment les mobiles ou équipement d'infrastructure de radio-communication ainsi que les équipements de transmission et/ou de réception de données, notamment sans fil (par exemple radio, optique et/ou acoustique) et à haut débit.

L'invention concerne également les codes générés par les codeurs décrits précédemment et les signaux d'informations codées avec de tels codeurs.

L'invention n'est pas limitée au code permettant une protection uniforme des symboles d'information mais s'étend également au cas où un niveau de protection en fonction des symboles d'information eux-même (par exemple, issus de sources différentes ou d'importance inégale selon un codage de source ou selon leur signification (symboles de données ou de contrôle)). Ainsi, les codes constituant d'un code global selon l'invention pourront être de rendement différents en fonction du niveau de protection souhaité. En outre, les symboles d'information pourront avoir des degrés différents et être répartis sur un ou plusieurs codes constituants.

On notera que l'invention ne se limite pas à une implantation purement matérielle mais qu'elle peut aussi être mise en œuvre sous la forme d'une séquence d'instructions d'un programme informatique ou toute forme mixant une partie matérielle et une partie logicielle. Dans le cas où l'invention est implantée partiellement ou totalement sous forme logicielle, la séquence d'instructions correspondante pourra être stockée dans un moyen de stockage amovible (tel que par exemple une disquette, un CD-ROM ou un DVD-ROM) ou non, ce moyen de

stockage étant lisible partiellement ou totalement par un ordinateur ou un microprocesseur.

REVENDICATIONS

1. Procédé de décodage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données décodé à des données codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituants (R_i), un graphe bipartite irrégulier étant associé audit code global, ledit procédé de décodage étant itératif et produisant à chaque itération un bloc de données extrinsèques, chacune des données extrinsèques se rapportant à une desdites données codées, ledit procédé mettant en œuvre une étape de mémorisation d'un bloc de données à décoder comprenant lesdites données codées et lesdites données extrinsèques, ledit bloc de données à décoder étant réparti dans une pluralité de bancs mémoires disjoints (BMi), adressables indépendamment, caractérisé en ce qu'à chaque itération, ledit procédé comprend, en outre, une étape d'alimentation en parallèle d'au moins deux décodeurs ($671, 672, 67i, 67P$) parmi une pluralité de décodeurs, correspondant chacun respectivement à au moins un desdits sous-codes, par des données à décoder correspondantes dudit bloc de données à décoder, des données à décoder étant extraites en parallèle d'au moins deux desdits bancs mémoires (BMi) pour alimenter autant de décodeurs, et chacun desdits décodeurs étant alimenté séquentiellement par lesdites données à décoder lui correspondant.
2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce qu'au moins un desdits sous-codes est un code récursif convolutif circulaire.
3. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 et 2, caractérisé en ce qu'au moins un desdits sous-codes est un code systématique.
4. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 3, caractérisé en ce qu'au moins deux desdits sous-codes sont des codes m -binaires, m étant un entier supérieur ou égal à 2 et en ce qu'une permutation intra-symboles est appliquée entre au moins deux desdits sous-codes m -binaires.

5. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 4, caractérisé en ce qu'il comprend, en outre, une étape d'aiguillage de chacune des données à décoder vers un desdits décodeurs, lesdites données étant aiguillées en parallèle et simultanément de sorte que chacune d'entre elles alimente un décodeur lui correspondant en propre.
6. Procédé selon la revendication 5, caractérisé en ce que ladite étape d'aiguillage comprend elle-même une étape de permutation circulaire d'un ensemble comprenant au moins une partie des données à décoder.
7. Procédé selon la revendication 6, caractérisé en ce que ladite permutation circulaire est une rotation qui possède un pas déterminé en fonction du rang de lecture des données lues dans lesdits bancs mémoires.
8. Procédé selon l'une quelconque des revendications 5 à 7, caractérisé en ce que ladite étape d'aiguillage met en œuvre une étape d'adressage de chacun desdits bancs mémoires de sorte que des données puissent être lues dans ledit banc mémoire dans un ordre prédéterminé distinct de l'ordre d'écriture desdites données dans ledit banc mémoire.
9. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 8, caractérisé en ce que chaque ligne d'une première matrice de données représentatives desdites données codées selon ledit code global est représentative de données codées par un sous-code constituant dudit code global appartenant à un premier groupe de sous-codes ;
- chaque ligne d'au moins une deuxième matrice de données représentatives desdites données codées selon ledit code global est représentative de données codées par un sous-code constituant dudit code global appartenant à au moins un deuxième groupe de sous-codes ;
- chaque matrice parmi lesdites au moins une deuxième matrice de données étant obtenue à partir d'une transformation de ladite première matrice, ladite transformation comprenant une permutation d'au moins une partie des colonnes de ladite première matrice.

10. Procédé selon la revendication 9, caractérisé en ce que ladite transformation comprend, en outre, une permutation d'au moins une partie des lignes de ladite première matrice.
11. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 10, caractérisé en ce que chaque ligne d'une première matrice de données représentatives desdites données codées selon ledit code global est représentative de données codées par un sous-code constituant dudit code global appartenant à un premier groupe de sous-codes, une partie des données de ladite première matrice, dites données non significatives, n'étant pas significative ;
- 10 chaque ligne d'un premier sous-ensemble de lignes d'au moins une deuxième matrice de données représentatives desdites données codées selon ledit code global est représentative de données codées par un sous-code constituant dudit code global appartenant à au moins un deuxième groupe de sous-codes ; un deuxième sous-ensemble lignes de ladite deuxième matrice de données
- 15 contenant lesdites données non significatives ; et
- chaque matrice parmi lesdites au moins une deuxième matrice de données étant obtenue à partir d'une transformation de ladite première matrice, ladite transformation comprenant une permutation d'au moins une partie des colonnes de ladite première matrice.
- 20 12. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 11, caractérisé en ce qu'il comprend une étape de test de décodage mettant en œuvre au moins un critère d'arrêt de façon à ce que lorsque ledit au moins un critère d'arrêt est vérifié pour au moins un desdits sous-codes, au moins un desdits décodeurs associés audit au moins un desdits sous-codes s'arrête de décoder ledit au moins un desdits
- 25 sous-codes pour lequel ledit au moins un critère d'arrêt est vérifié.
13. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 12, caractérisé en ce qu'il met en œuvre une étape de lecture desdites données codées à partir d'un support optique et/ou magnétique et/ou de transmission desdites données codées sur un canal à interférences.

14. Procédé selon la revendication 13, caractérisé en ce qu'au moins un desdits sous-codes correspond à des interférences entre des symboles représentatifs dudit bloc de données décodé lorsque ledit bloc est stocké sur ledit support optique et/ou magnétique et/ou lorsque ledit bloc est transmis dans un canal à interférences.
15. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 14, caractérisé en ce qu'il met en œuvre une étape de réception desdites données codées en provenance d'un émetteur.
16. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 15, caractérisé en ce que les ensembles de données codées avec chacun desdits sous-codes sont tous différents deux à deux.
17. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 16, caractérisé en ce qu'au moins deux desdits sous-codes comprennent au moins deux desdits données à décoder en commun.
18. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 17, caractérisé en ce que ledit code global est de type code produit avec un entrelaceur non uniforme.
19. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 18, caractérisé en ce qu'il comprend, en outre, une étape de démultiplexage dudit bloc de données décodé de façon à alimenter au moins deux destinataires distincts par des données appartenant audit bloc de données décodé démultiplexé.
20. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 19, caractérisé en ce que le degré des symboles d'information dudit bloc de données décodé, dans ledit code global n'est pas uniforme.
21. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 20, caractérisé en ce que le nombre desdits bancs mémoires est différent du nombre desdits décodeurs.
22. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 21, caractérisé en ce qu'au moins deux desdits bancs mémoires sont adressés simultanément par un même décodeur d'adresse.

23. Procédé de codage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données source à des données codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituants, un graphe bipartite irrégulier étant associé audit code global, ledit bloc de données codées étant destiné à être transmis vers
5 au moins un récepteur et/ou stocké sur un support de données, caractérisé en ce que ledit bloc de données codées est destiné à être décodé par ledit procédé de décodage itératif selon l'une quelconque des revendications 1 à 22.
24. Procédé de codage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données source à des données codées selon un code global comprenant au
10 moins deux sous-codes constituants, un graphe bipartite irrégulier étant associé audit code global, ledit bloc de données codées étant destiné à être transmis vers au moins un récepteur et/ou stocké sur un support de données, ledit bloc de données codées étant destiné à être décodé par un procédé de décodage itératif, caractérisé en ce que ledit procédé comprend, en outre, une étape d'alimentation
15 en parallèle d'au moins deux codeurs parmi une pluralité de codeurs, correspondant chacun respectivement à au moins un desdits sous-codes, par des données à coder correspondantes dudit bloc de données à coder, des données à coder étant extraites en parallèle d'au moins deux bancs mémoires pour alimenter autant de codeurs.
- 20 25. Procédé selon la revendication 24, caractérisé en ce que chacun desdits codeurs est alimenté séquentiellement par lesdites données à coder lui correspondant.
26. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 et 25, caractérisé en ce qu'au moins un desdits sous-codes est un code récursif convolutif circulaire.
- 25 27. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 26, caractérisé en ce qu'au moins un desdits sous-codes est un code systématique.
28. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 27, caractérisé en ce qu'au moins deux desdits sous-codes sont des codes m -binaires, m étant un entier supérieur ou égal à 2 et en ce qu'une permutation intra-symboles est
30 appliquée entre au moins deux desdits sous-codes m -binaires.

29. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 28, caractérisé en ce qu'il comprend, en outre, une étape d'aiguillage de chacune des données à coder vers un desdits codeurs, lesdites données étant aiguillées en parallèle et simultanément de sorte que chacune d'entre elles alimente un codeur lui correspondant en propre.
30. Procédé selon la revendication 29, caractérisé en ce que ladite étape d'aiguillage comprend elle-même une étape de permutation circulaire d'un ensemble comprenant au moins une partie des données à coder.
31. Procédé selon la revendication 30, caractérisé en ce que ladite permutation circulaire est une rotation qui possède un pas déterminé en fonction du rang de lecture des données lues dans lesdits bancs mémoires.
32. Procédé selon l'une quelconque des revendications 29 à 31, caractérisé en ce que ladite étape d'aiguillage met en œuvre une étape d'adressage de chacun desdits bancs mémoires de sorte que des données puissent être lues dans ledit banc mémoire dans un ordre prédéterminé distinct de l'ordre d'écriture desdites données dans ledit banc mémoire.
33. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 32, caractérisé en ce que chaque ligne d'une première matrice de données représentatives desdites données codées selon ledit code global est représentative de données codées par un sous-code constituant dudit code global appartenant à un premier groupe de sous-codes ;
- chaque ligne d'au moins une deuxième matrice de données représentatives desdites données codées selon ledit code global est représentative de données codées par un sous-code constituant dudit code global appartenant à au moins un deuxième groupe de sous-codes ;
- chaque matrice parmi lesdites au moins une deuxième matrice de données étant obtenue à partir d'une transformation de ladite première matrice, ladite transformation comprenant une permutation d'au moins une partie des colonnes de ladite première matrice.

34. Procédé selon la revendication 33, caractérisé en ce que ladite transformation comprend, en outre, une permutation d'au moins une partie des lignes de ladite première matrice.

35. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 32, caractérisé en ce que chaque ligne d'une première matrice de données représentatives desdites données codées selon ledit code global est représentative de données codées par un sous-code constituant dudit code global appartenant à un premier groupe de sous-codes, une partie des données de ladite première matrice, dites données non significatives, n'étant pas significative ;
- 10 chaque ligne d'un premier sous-ensemble de lignes d'au moins une deuxième matrice de données représentatives desdites données codées selon ledit code global est représentative de données codées par un sous-code constituant dudit code global appartenant à au moins un deuxième groupe de sous-codes ;
- un deuxième sous-ensemble lignes de ladite deuxième matrice de données
- 15 contenant lesdites données non significatives ; et
- chaque matrice parmi lesdites au moins une deuxième matrice de données étant obtenue à partir d'une transformation de ladite première matrice, ladite transformation comprenant une permutation d'au moins une partie des colonnes de ladite première matrice.

- 20 36. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 35, caractérisé en ce qu'il met en œuvre une étape d'écriture desdites données codées sur un support optique et/ou magnétique et/ou de transmission desdites données codées sur un canal à interférences.

37. Procédé selon la revendication 36, caractérisé en ce qu'au moins un desdits
- 25 sous-codes correspond à des interférences entre des symboles représentatifs dudit bloc de données décodé lorsque ledit bloc est stocké sur ledit support optique et/ou magnétique et/ou lorsque ledit bloc est transmis dans un canal à interférences.

38. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 37, caractérisé en ce qu'il met en œuvre une étape d'émission desdites données codées à destination d'un récepteur.
39. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 38, caractérisé en ce que les ensembles de données codées avec chacun desdits sous-codes sont tous différents deux à deux.
40. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 39, caractérisé en ce qu'au moins deux desdits sous-codes comprennent au moins deux données codées en commun.
41. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 40, caractérisé en ce que ledit code global est de type code produit avec un entrelaceur non uniforme.
42. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 41, caractérisé en ce qu'il comprend, en outre, une étape de multiplexage d'au moins deux blocs de données en provenance chacun de deux sources distinctes de façon à former ledit bloc de données source.
43. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 42, caractérisé en ce que le degré des symboles d'information dudit bloc de données décodé, dans ledit code global n'est pas uniforme.
44. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 43, caractérisé en ce que le nombre desdits bancs mémoires est différent du nombre desdits codeurs.
45. Procédé selon l'une quelconque des revendications 24 à 44 caractérisé en ce qu'au moins deux desdits bancs mémoires sont adressés simultanément par un même décodeur d'adresses.
46. Signal représentatif d'un bloc de données codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituants, un graphe bipartite irrégulier étant associé audit code global, caractérisé en ce que ledit bloc de données codées est destiné à être décodé par ledit procédé de décodage itératif selon l'une quelconque des revendications 1 à 22.

47. Dispositif de décodage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données décodé à des données codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituant, un graphe bipartite irrégulier étant associé audit code global, ledit procédé de décodage étant itératif et produisant à chaque
- 5 itération un bloc de données extrinsèques, chacune des données extrinsèques se rapportant à une desdites données codées,
- ledit dispositif mettant en œuvre des moyens de mémorisation d'un bloc de données à décoder comprenant lesdites données codées et lesdites données extrinsèques, ledit bloc de données à décoder étant réparti dans une pluralité de
- 10 bancs mémoires disjoints, adressables indépendamment,
- caractérisé en ce qu'à chaque itération, ledit dispositif comprend, en outre, des moyens d'alimentation en parallèle d'au moins deux décodeurs parmi une pluralité de décodeurs, correspondant chacun respectivement à au moins un desdits sous-codes, par des données à décoder correspondantes dudit bloc de
- 15 données à décoder,
- des données à décoder étant extraites en parallèle d'au moins deux desdits bancs mémoires pour alimenter autant de décodeurs, et
- chacun desdits décodeurs étant alimenté séquentiellement par lesdites données à décoder lui correspondant.
- 20 48. Dispositif de codage de code correcteur d'erreurs, du type associant un bloc de données source à des données codées selon un code global comprenant au moins deux sous-codes constituant, un graphe bipartite irrégulier étant associé audit code global, ledit bloc de données codées étant destiné à être transmis vers
- au moins un récepteur et/ou stocké sur un support de données, ledit bloc de
- 25 données codées étant destiné à être décodé par un dispositif de décodage itératif,
- caractérisé en ce que ledit dispositif comprend, en outre, des moyens d'alimentation en parallèle d'au moins deux codeurs parmi une pluralité de codeurs, correspondant chacun respectivement à au moins un desdits sous-codes, par des données à coder correspondantes dudit bloc de données à coder, des

données à coder étant extraites en parallèle d'au moins deux desdits bancs mémoires pour alimenter autant de codeurs.

1/7

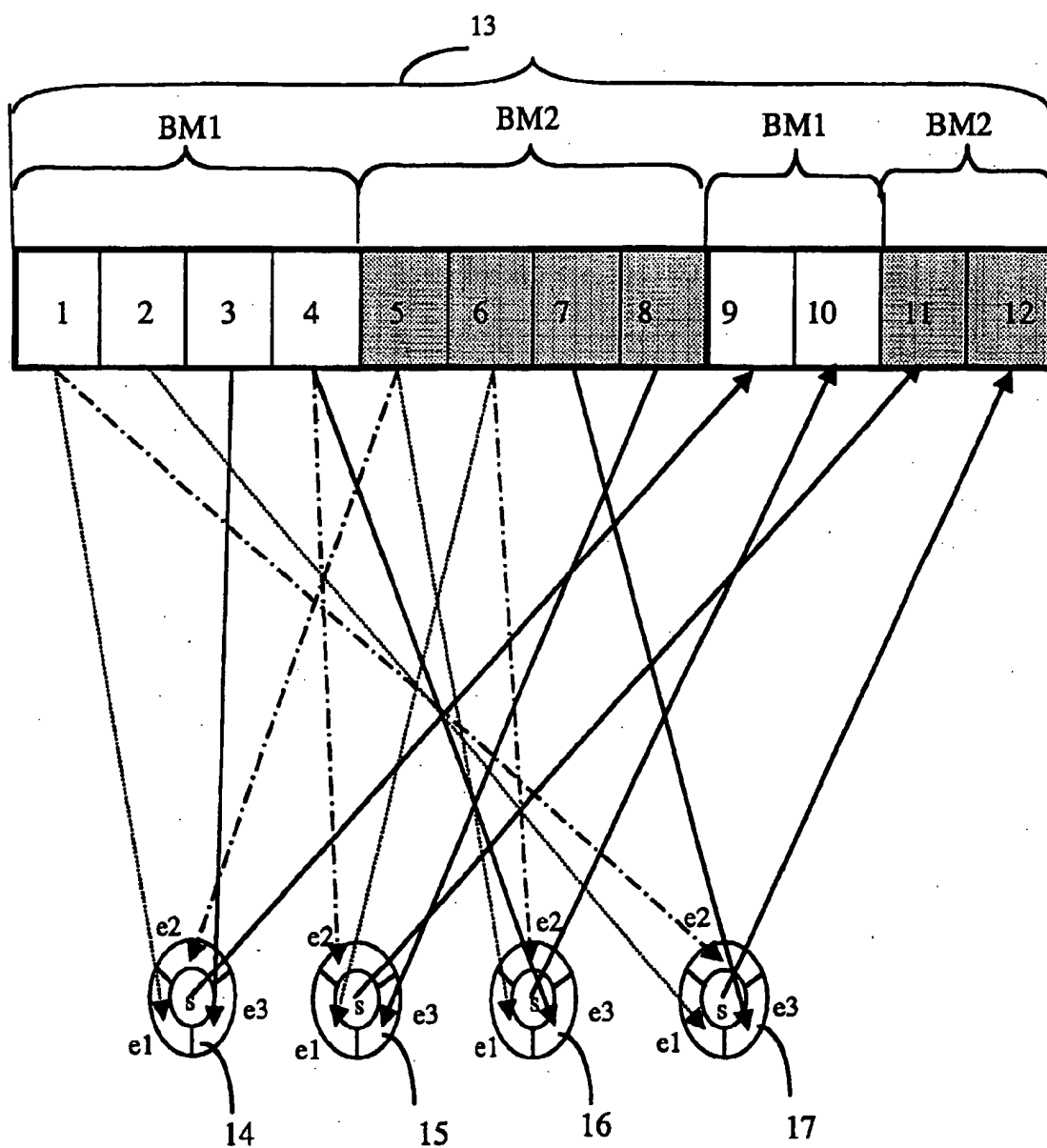


Fig. 1

2/7

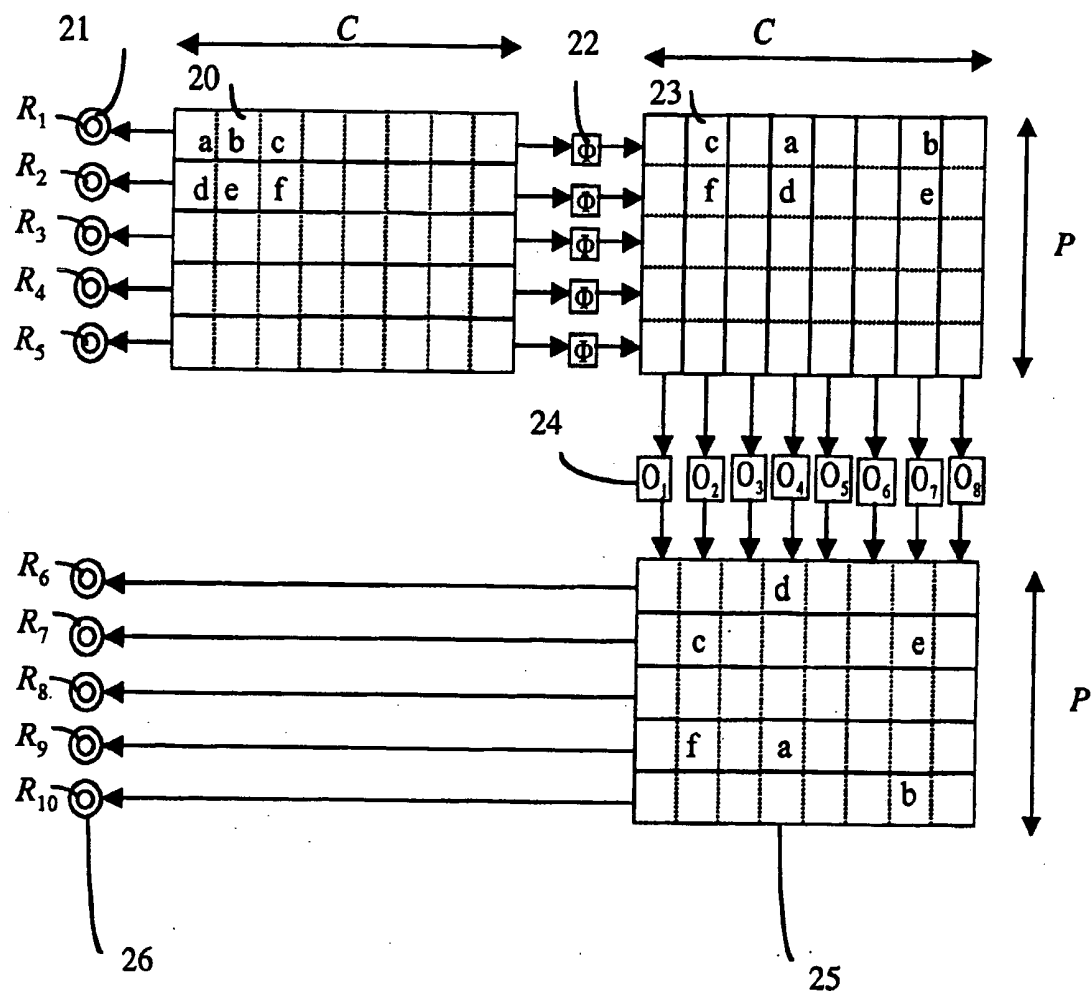


Fig. 2

3/7

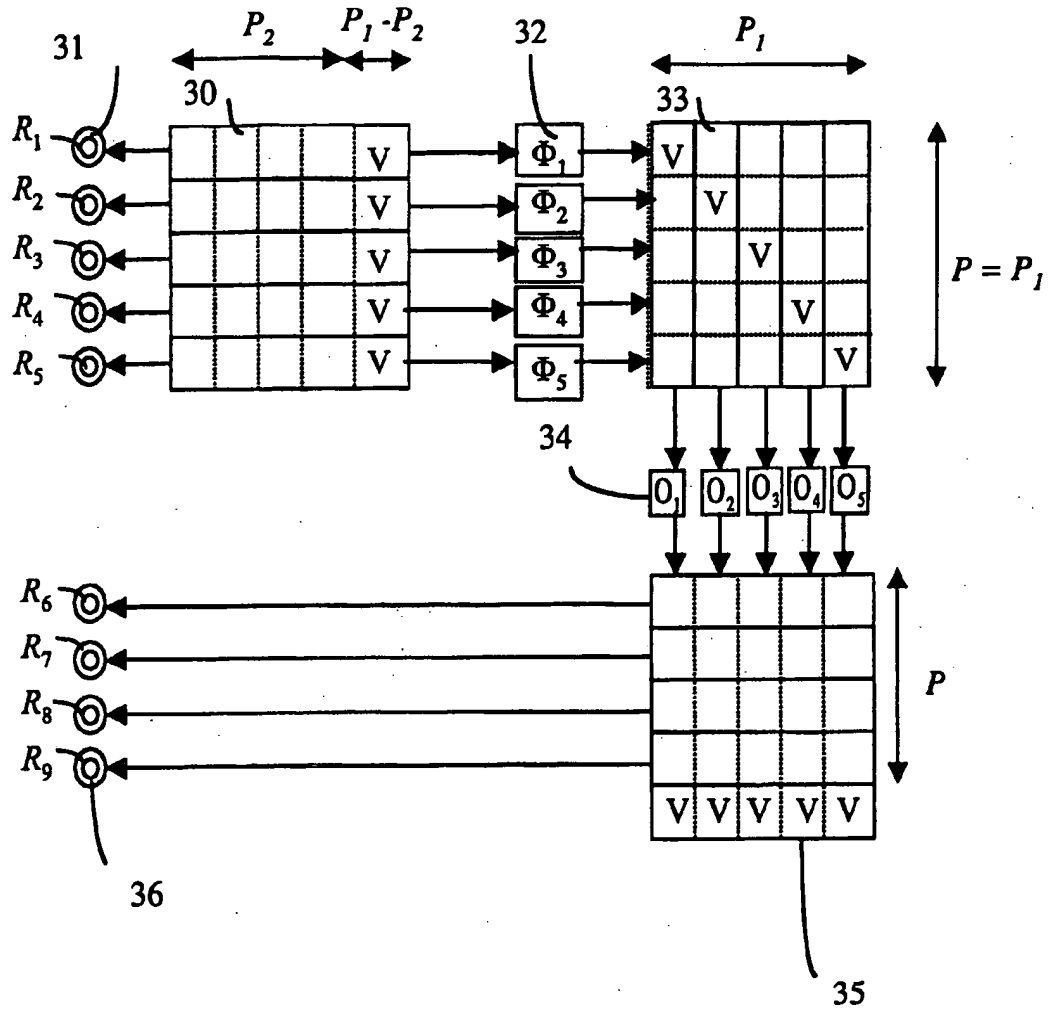


Fig. 3

4/7

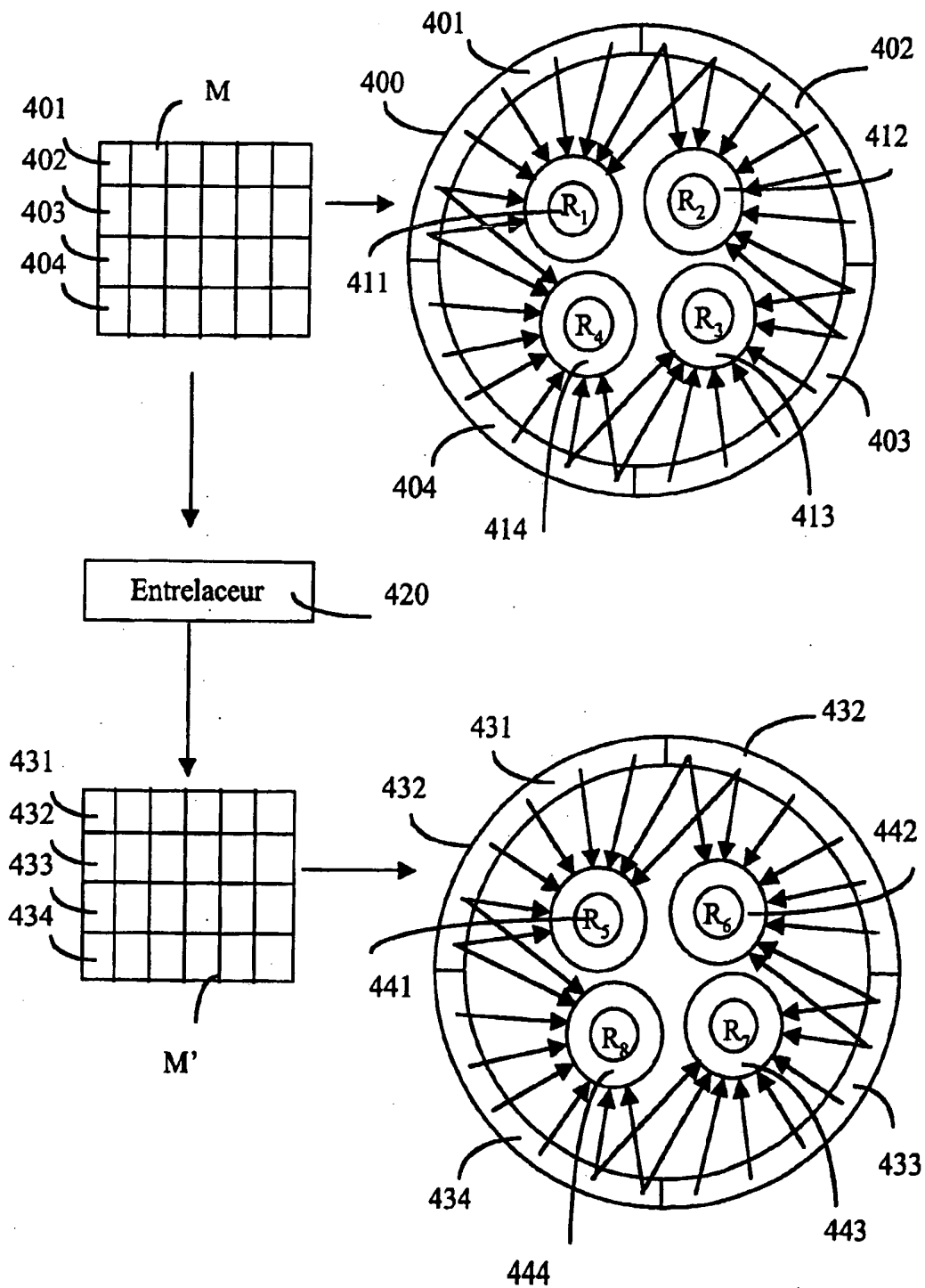


Fig. 4

5/7

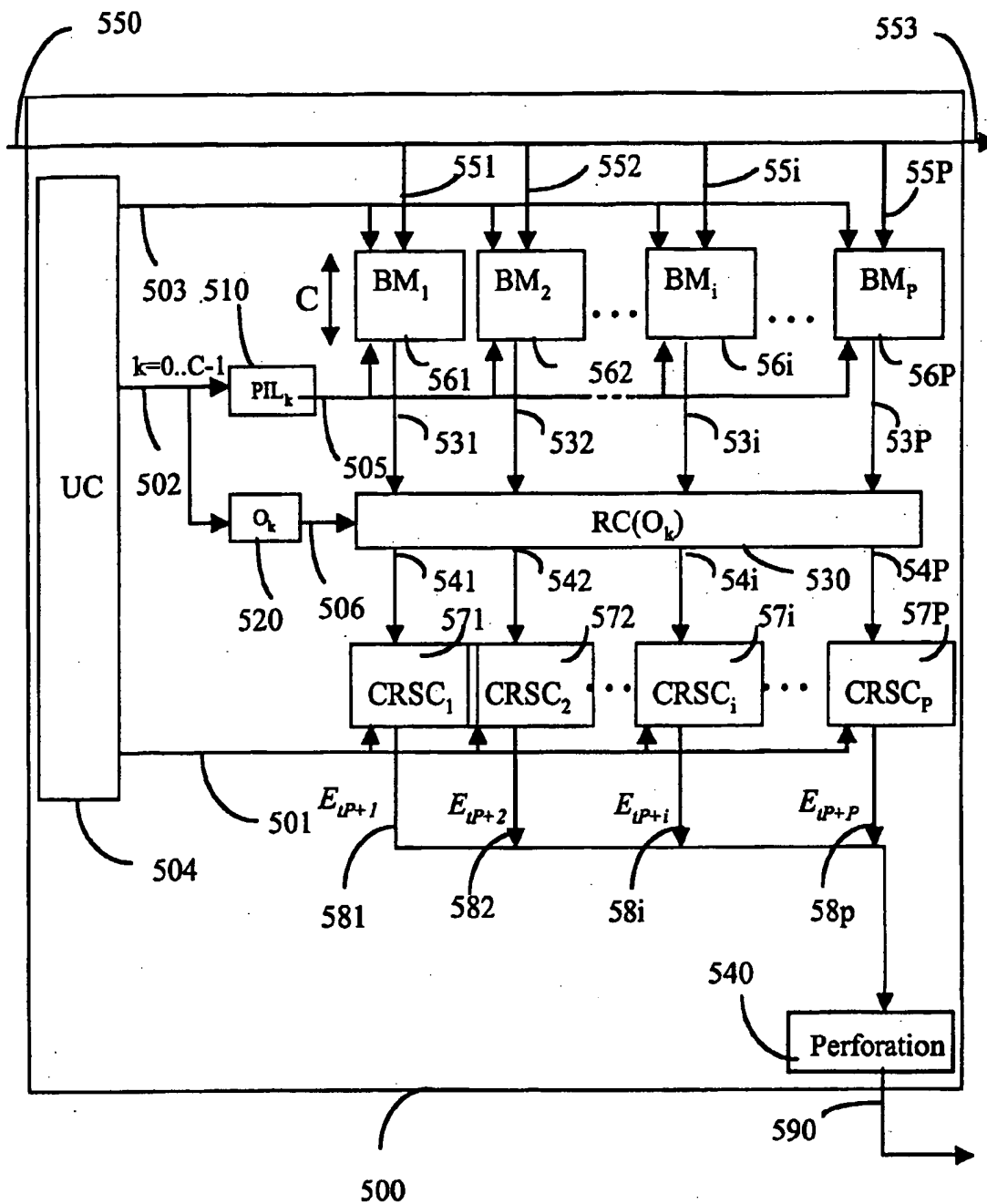


Fig. 5

6/7

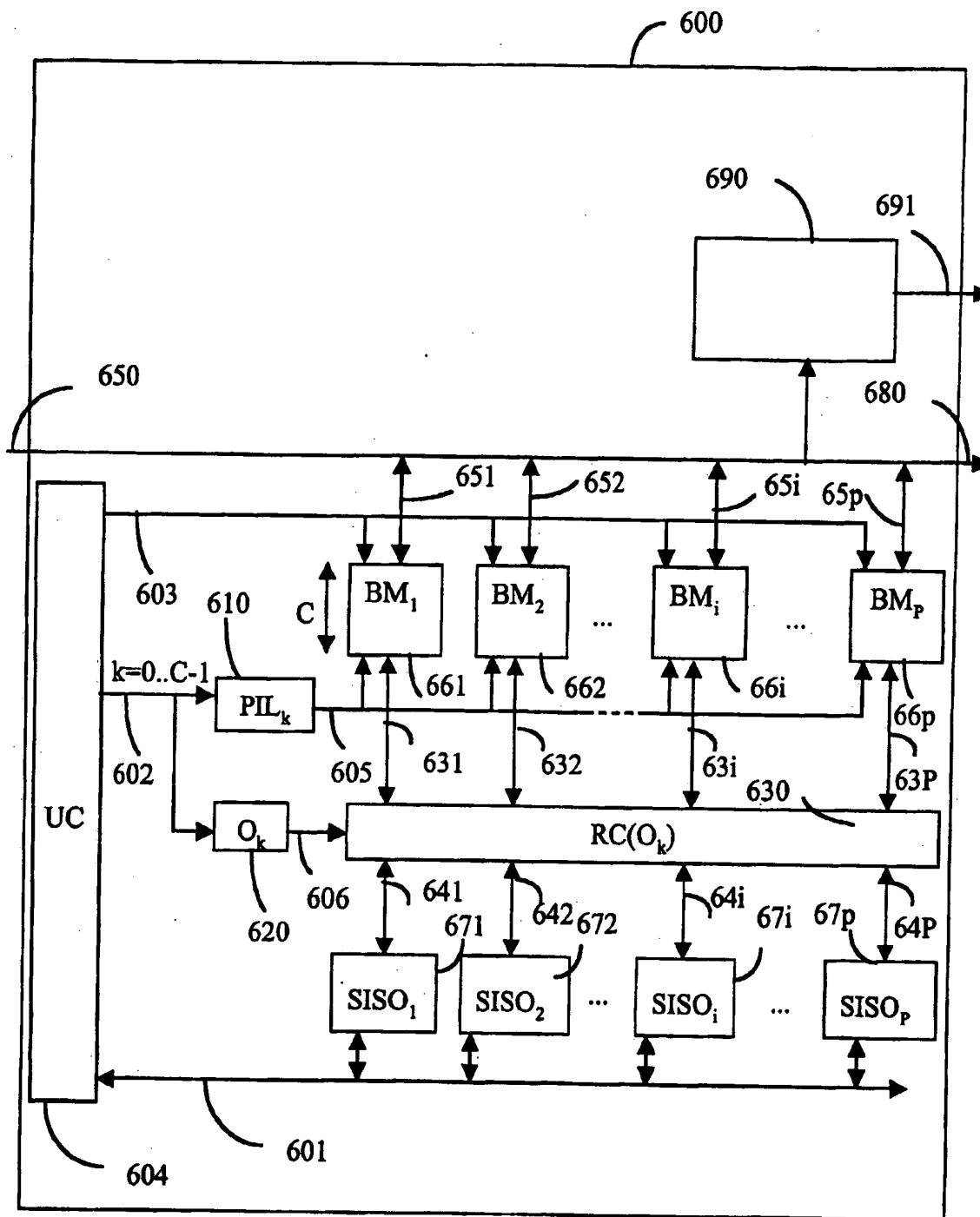


Fig. 6

7/7

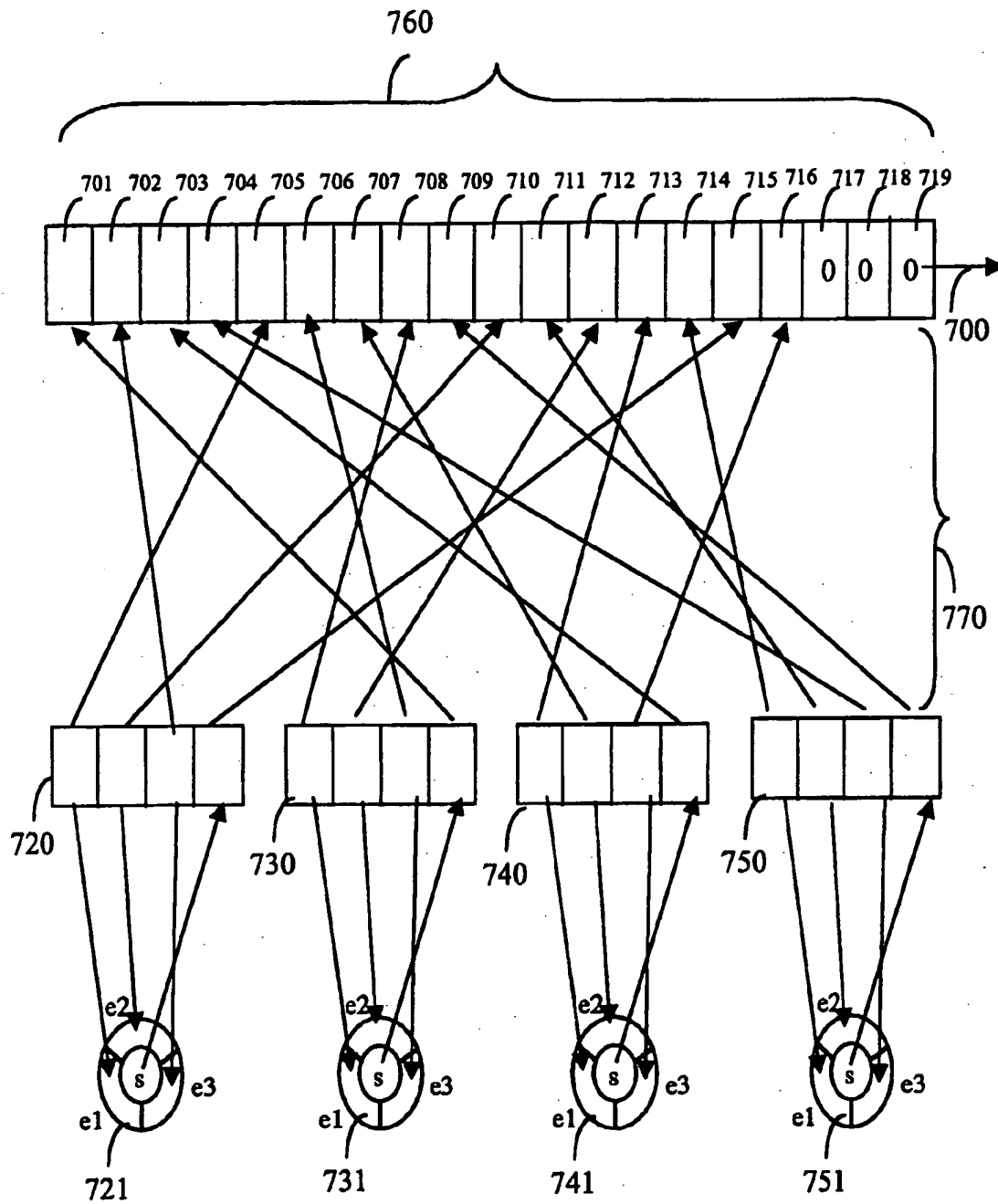


Fig. 7

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International Application No
PCT/FR 03/01188

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER
IPC 7 H03M13/29

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)
IPC 7 H03M

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practical, search terms used)

EPO-Internal, INSPEC

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category *	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	EP 0 282 298 A (FORD AEROSPACE & COMMUNICATION) 14 September 1988 (1988-09-14) page 8, line 62 -page 10, line 10 page 11, line 11 - line 61 figures 9,14	1-48
X	US 4 547 882 A (TANNER ROBERT M) 15 October 1985 (1985-10-15) figures 1,2A,3A,3B,3,4,5 column 7, line 60 -column 13, line 49	1-48
A	US 5 157 671 A (KARPLUS KEVIN) 20 October 1992 (1992-10-20) the whole document	1-48
-/-		

☒ Further documents are listed in the continuation of box C.

☒ Patent family members are listed in annex.

* Special categories of cited documents :

- *A* document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance
- *E* earlier document but published on or after the international filing date
- *L* document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)
- *O* document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means
- *P* document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

- *T* later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention
- *X* document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone
- *Y* document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art.
- *G* document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search

15 September 2003

Date of mailing of the international search report

23/09/2003

Name and mailing address of the ISA

European Patent Office, P.B. 5818 Patentlaan 2
NL - 2280 HV Rijswijk
Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl,
Fax: (+31-70) 340-3016

Authorized officer

Barel-Faucheux, C

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International Application No
PCT/FR 03/01188

C.(Continuation) DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category *	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	EP 0 511 141 A (TELEDIFFUSION FSE ;FRANCE TELECOM (FR)) 28 October 1992 (1992-10-28) cited in the application the whole document	1-48
A	GALLAGER R G: "LOW-DENSITY PARITY-CHECK CODES" IRE TRANSACTIONS ON INFORMATION THEORY, IEEE INC. NEW YORK, US, January 1962 (1962-01), pages 21-28, XP000992693 cited in the application the whole document	1-48
A	TANNER R M: "A RECURSIVE APPROACH TO LOW COMPLEXITY CODES" IEEE TRANSACTIONS ON INFORMATION THEORY, IEEE INC. NEW YORK, US, vol. IT-27, no. 5, September 1981 (1981-09), pages 533-547, XP001002287 ISSN: 0018-9448 cited in the application the whole document	1-48
A	RAMESH PYNDIAH ET AL: "NEAR OPTIMUM DECODING OF PRODUCT CODES" PROCEEDINGS OF THE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE (GLOBECOM). SAN FRANCISCO, NOV. 28 - DEC. 2, 1994, NEW YORK, IEEE, US, vol. 1, 28 November 1994 (1994-11-28), pages 339-343, XP000488569 ISBN: 0-7803-1821-8 cited in the application the whole document	1-48
A	A. MATACHE S. DOLINAR F. POLLARA: "Stopping rules for turbo decoders" INTERNET ARTICLE: TMO PROGRESS REPORT EDITED BY JPL (JET PROPULSION LABORATORY), 'Online! no. 42-142, - August 2000 (2000-08) XP002225478 Retrieved from the Internet: <URL:http://tmo.jpl.nasa.gov/tmo/progress_ report/42-142/title.htm> 'retrieved on 2002-12-17! cited in the application the whole document	1-48

-/--

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International Application No
PCT/FR 03/01188

C.(Continuation) DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category *	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	<p>BERROU C ET AL: "MULTIPLE PARALLEL CONCATENATION OF CIRCULAR RECURSIVE SYSTEMATIC CONVOLUTIONAL (CRSC) CODES" ANNALES DES TELECOMMUNICATIONS - ANNALS OF TELECOMMUNICATIONS, PRESSES POLYTECHNIQUES ET UNIVERSITAIRES ROMANDES, LAUSANNE, CH, vol. 54, no. 3/4, March 1999 (1999-03), pages 166-172, XP000834638 ISSN: 0003-4347 cited in the application the whole document</p>	1-48
A	<p>BAHL L R ET AL: "OPTIMAL DECODING OF LINEAR CODES FOR MINIMIZING SYMBOL ERROR RATE" IEEE TRANSACTIONS ON INFORMATION THEORY, IEEE INC. NEW YORK, US, vol. IT-20, no. 2, March 1974 (1974-03), pages 284-287, XP000760833 ISSN: 0018-9448 cited in the application the whole document</p>	1-48
A	<p>HAGENAUER J ET AL: "A VITERBI ALGORITHM WITH SOFT-DECISION OUTPUTS AND ITS APPLICATIONS" COMMUNICATIONS TECHNOLOGY FOR THE 1990'S AND BEYOND. DALLAS, NOV. 27 - 30, 1989, PROCEEDINGS OF THE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE AND EXHIBITION(GLOBECOM), NEW YORK, IEEE, US, vol. 3, 27 November 1989 (1989-11-27), pages 1680-1686, XP000091258 cited in the application the whole document</p>	1-48

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Information on patent family members

International Application No

PCT/FR 03/01188

Patent document cited in search report	Publication date	Patent family member(s)	Publication date
EP 0282298	A	14-09-1988	US 4882733 A 21-11-1989
		CA 1308197 C 29-09-1992	
		EP 0282298 A2 14-09-1988	
		JP 63237646 A 04-10-1988	
US 4547882	A	15-10-1985	JP 59197940 A 09-11-1984
US 5157671	A	20-10-1992	NONE
EP 0511141	A	28-10-1992	FR 2675971 A1 30-10-1992
		DE 69215743 D1 23-01-1997	
		DE 69215743 T2 10-07-1997	
		DE 69231938 D1 16-08-2001	
		DE 69231938 T2 04-04-2002	
		EP 0511141 A1 28-10-1992	
		EP 0735696 A2 02-10-1996	
		HK 1007841 A1 23-04-1999	
		US 5446747 A 29-08-1995	

RAPPORT DE RECHERCHE INTERNATIONALE

De: Internationale No
PCT/FR 03/01188

A. CLASSEMENT DE L'OBJET DE LA DEMANDE
CIB 7 H03M13/29

Selon la classification internationale des brevets (CIB) ou à la fois selon la classification nationale et la CIB

B. DOMAINES SUR LESQUELS LA RECHERCHE A PORTE

Documentation minimale consultée (système de classification suivi des symboles de classement)

CIB 7 H03M

Documentation consultée autre que la documentation minimale dans la mesure où ces documents relèvent des domaines sur lesquels a porté la recherche

Base de données électronique consultée au cours de la recherche internationale (nom de la base de données, et si réalisable, termes de recherche utilisés)
EPO-Internal, INSPEC

C. DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS

Catégorie *	Identification des documents cités, avec, le cas échéant, l'indication des passages pertinents	no. des revendications visées
X	EP 0 282 298 A (FORD AEROSPACE & COMMUNICATION) 14 septembre 1988 (1988-09-14) page 8, ligne 62 -page 10, ligne 10 page 11, ligne 11 - ligne 61 figures 9,14	1-48
X	US 4 547 882 A (TANNER ROBERT M) 15 octobre 1985 (1985-10-15) figures 1,2A,3A,3B,3,4,5 colonne 7, ligne 60 -colonne 13, ligne 49	1-48
A	US 5 157 671 A (KARPLUS KEVIN) 20 octobre 1992 (1992-10-20) le document en entier	1-48

-/--

☒ Voir la suite du cadre C pour la fin de la liste des documents

☒ Les documents de familles de brevets sont indiqués en annexe

* Catégories spéciales de documents cités:

"A" document définissant l'état général de la technique, non considéré comme particulièrement pertinent

"E" document antérieur, mais publié à la date de dépôt international ou après cette date

"L" document pouvant jeter un doute sur une revendication de priorité ou cité pour déterminer la date de publication d'une autre citation ou pour une raison spéciale (telle qu'indiquée)

"O" document se référant à une divulgation orale, à un usage, à une exposition ou tous autres moyens

"P" document publié avant la date de dépôt international, mais postérieurement à la date de priorité revendiquée

"T" document ultérieur publié après la date de dépôt international ou la date de priorité et n'appartenant pas à l'état de la technique pertinent, mais cité pour comprendre le principe ou la théorie constituant la base de l'invention

"X" document particulièrement pertinent; l'invention revendiquée ne peut être considérée comme nouvelle ou comme impliquant une activité inventive par rapport au document considéré isolément

"Y" document particulièrement pertinent; l'invention revendiquée ne peut être considérée comme impliquant une activité inventive lorsque le document est associé à un ou plusieurs autres documents de même nature, cette combinaison étant évidente pour une personne du métier

"S" document qui fait partie de la même famille de brevets

Date à laquelle la recherche internationale a été effectivement achevée

15 septembre 2003

Date d'expédition du présent rapport de recherche internationale

23/09/2003

Nom et adresse postale de l'administration chargée de la recherche internationale
Office Européen des Brevets, P.B. 5818 Patentlaan 2
NL - 2280 HV Rijswijk
Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl,
Fax: (+31-70) 340-3016

Fonctionnaire autorisé

Barel-Fauchoux, C

RAPPORT DE RECHERCHE INTERNATIONALE

Des e Internationale No
PCT/FR 03/01188

C.(suite) DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS		
Catégorie	Identification des documents cités, avec, le cas échéant, l'indication des passages pertinents	no. des revendications visées
A	EP 0 511 141 A (TELEDIFFUSION FSE ;FRANCE TELECOM (FR)) 28 octobre 1992 (1992-10-28) cité dans la demande le document en entier ---	1-48
A	GALLAGER R G: "LOW-DENSITY PARITY-CHECK CODES" IRE TRANSACTIONS ON INFORMATION THEORY, IEEE INC. NEW YORK, US, janvier 1962 (1962-01), pages 21-28, XP000992693 cité dans la demande le document en entier ---	1-48
A	TANNER R M: "A RECURSIVE APPROACH TO LOW COMPLEXITY CODES" IEEE TRANSACTIONS ON INFORMATION THEORY, IEEE INC. NEW YORK, US, vol. IT-27, no. 5, septembre 1981 (1981-09), pages 533-547, XP001002287 ISSN: 0018-9448 cité dans la demande le document en entier ---	1-48
A	RAMESH PYNDIAH ET AL: "NEAR OPTIMUM DECODING OF PRODUCT CODES" PROCEEDINGS OF THE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE (GLOBECOM). SAN FRANCISCO, NOV. 28 - DEC. 2, 1994, NEW YORK, IEEE, US, vol. 1, 28 novembre 1994 (1994-11-28), pages 339-343, XP000488569 ISBN: 0-7803-1821-8 cité dans la demande le document en entier ---	1-48
A	A. MATACHE S. DOLINAR F. POLLARA: "Stopping rules for turbo decoders" INTERNET ARTICLE: TMO PROGRESS REPORT EDITED BY JPL (JET PROPULSION LABORATORY), 'en ligne! no. 42-142, - août 2000 (2000-08) XP002225478 Extrait de l'Internet: <URL:http://tmo.jpl.nasa.gov/tmo/progress_ report/42-142/title.htm> 'extrait le 2002-12-17! cité dans la demande le document en entier ---	1-48

-/--

RAPPORT DE RECHERCHE INTERNATIONALE

De: le Internationale No
PCT/FR 03/01188

C.(suite) DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS		
Catégorie	Identification des documents cités, avec, le cas échéant, l'indication des passages pertinents	no. des revendications visées
A	<p>BERROU C ET AL: "MULTIPLE PARALLEL CONCATENATION OF CIRCULAR RECURSIVE SYSTEMATIC CONVOLUTIONAL (CRSC) CODES" ANNALES DES TELECOMMUNICATIONS - ANNALS OF TELECOMMUNICATIONS, PRESSES POLYTECHNIQUES ET UNIVERSITAIRES ROMANDES, LAUSANNE, CH, vol. 54, no. 3/4, mars 1999 (1999-03), pages 166-172, XP000834638 ISSN: 0003-4347 cité dans la demande le document en entier</p> <p style="text-align: center;">---</p>	1-48
A	<p>BAHL L R ET AL: "OPTIMAL DECODING OF LINEAR CODES FOR MINIMIZING SYMBOL ERROR RATE" IEEE TRANSACTIONS ON INFORMATION THEORY, IEEE INC. NEW YORK, US, vol. IT-20, no. 2, mars 1974 (1974-03), pages 284-287, XP000760833 ISSN: 0018-9448 cité dans la demande le document en entier</p> <p style="text-align: center;">---</p>	1-48
A	<p>HAGENAUER J ET AL: "A VITERBI ALGORITHM WITH SOFT-DECISION OUTPUTS AND ITS APPLICATIONS" COMMUNICATIONS TECHNOLOGY FOR THE 1990'S AND BEYOND. DALLAS, NOV. 27 - 30, 1989, PROCEEDINGS OF THE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE AND EXHIBITION(GLOBECOM), NEW YORK, IEEE, US, vol. 3, 27 novembre 1989 (1989-11-27), pages 1680-1686, XP000091258 cité dans la demande le document en entier</p> <p style="text-align: center;">-----</p>	1-48

RAPPORT DE RECHERCHE INTERNATIONALE

Renseignements relatifs aux membres de familles de brevets

De internationale No

PCT/FR 03/01188

Document brevet cité au rapport de recherche		Date de publication	Membre(s) de la famille de brevet(s)	Date de publication
EP 0282298	A	14-09-1988	US 4882733 A	21-11-1989
			CA 1308197 C	29-09-1992
			EP 0282298 A2	14-09-1988
			JP 63237646 A	04-10-1988
US 4547882	A	15-10-1985	JP 59197940 A	09-11-1984
US 5157671	A	20-10-1992	AUCUN	
EP 0511141	A	28-10-1992	FR 2675971 A1	30-10-1992
			DE 69215743 D1	23-01-1997
			DE 69215743 T2	10-07-1997
			DE 69231938 D1	16-08-2001
			DE 69231938 T2	04-04-2002
			EP 0511141 A1	28-10-1992
			EP 0735696 A2	02-10-1996
			HK 1007841 A1	23-04-1999
			US 5446747 A	29-08-1995

